

#2

11000 U.S. PTO
09/810241
03/16/01

THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

In re the Application of : Naokatsu OHKAWA, et al.

Filed : Concurrently herewith

For : MESSAGE TRANSFER METHOD AND APPARATUS

Serial No. : Concurrently herewith

March 16, 2001

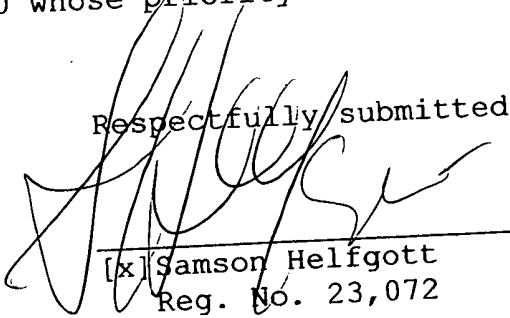
Assistant Commissioner of Patents
Washington, D.C. 20231

SUBMISSION OF PRIORITY DOCUMENT

S I R:

Attached herewith are Japanese patent application No.
2000-336323 of November 2, 2000 whose priority has been claimed
in the present application.

Respectfully submitted


[x] Samson Helfgott
Reg. No. 23,072
[] Aaron B. Karas
Reg. No. 18,923

HELFGOTT & KARAS, P.C.
60th FLOOR
EMPIRE STATE BUILDING
NEW YORK, NY 10118
DOCKET NO.: FUJA 18.481
BHU:priority

Filed Via Express Mail
Rec. No.: EL522402398US
On: March 16, 2001
By: Brendy Lynn Belony
Any fee due as a result of this paper,
not covered by an enclosed check may be
charged on Deposit Acct. No. 08-1634.

日 本 国 特 許 庁

PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出 願 年 月 日

Date of Application:

2000年11月 2日

出 願 番 号

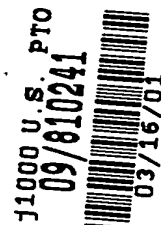
Application Number:

特願2000-336323

出 願 人

Applicant (s):

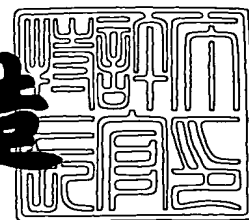
富士通株式会社



2001年 1月26日

特許庁長官
Commissioner,
Patent Office

及川耕造



出証番号 出証特2001-3000062

【書類名】 特許願

【整理番号】 0051504

【提出日】 平成12年11月 2日

【あて先】 特許庁長官 及川 耕造 殿

【国際特許分類】 H04L 1/22

【発明の名称】 メッセージ伝達方法と装置

【請求項の数】 5

【発明者】

 【住所又は居所】 石川県金沢市本町1丁目5番2号 富士通北陸通信システム株式会社内

 【氏名】 大川 直勝

【発明者】

 【住所又は居所】 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内

 【氏名】 本田 崇

【特許出願人】

 【識別番号】 000005223

 【氏名又は名称】 富士通株式会社

【代理人】

 【識別番号】 100077517

 【弁理士】

 【氏名又は名称】 石田 敬

 【電話番号】 03-5470-1900

【選任した代理人】

 【識別番号】 100092624

 【弁理士】

 【氏名又は名称】 鶴田 準一

【選任した代理人】

 【識別番号】 100100871

【弁理士】

【氏名又は名称】 土屋 繁

【選任した代理人】

【識別番号】 100082898

【弁理士】

【氏名又は名称】 西山 雅也

【選任した代理人】

【識別番号】 100081330

【弁理士】

【氏名又は名称】 樋口 外治

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 036135

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【包括委任状番号】 9905449

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 メッセージ伝達方法と装置

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達する方法であって、

メッセージの経路がショートパスであるとき、ショートパスの指定およびメッセージの送信元のノードの識別子を含むメッセージを生成し、

メッセージの経路がロングパスであるとき、ロングパスの指定およびメッセージの宛先のノードの識別子を含むメッセージを生成し、

生成されたメッセージを送信するステップを具備する方法。

【請求項 2】 リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達する方法であって、各ノードには第 1 のノード識別子と第 2 のノード識別子とが割り当てられ、各ノードは自ノードに割り当てられた第 1 のノード識別子と両隣のノードに割り当てられた 2 つの第 2 のノード識別子との組み合わせにより一意に識別され、

メッセージの宛先ノードに割り当てられた第 1 のノード識別子および第 2 のノード識別子の一方と、メッセージの送信元ノードに割り当てられた第 1 のノード識別子および第 2 のノード識別子の他方と、ショートパスまたはロングパスの指定とを含むメッセージを生成し、

生成されたメッセージを送信するステップを具備する方法。

【請求項 3】 リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、

メッセージの経路がショートパスであるとき、ショートパスの指定およびメッセージの送信元のノードの識別子を含むメッセージを生成する手段と、

メッセージの経路がロングパスであるとき、ロングパスの指定およびメッセージの宛先のノードの識別子を含むメッセージを生成する手段と、

生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置。

【請求項 4】 リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、隣接する 2 つのノードの対の各々がグループを構成し、隣

接する任意の 2 つのノードは相異なるノード識別子を有し、

メッセージの宛先のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの送信元のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの宛先のノードのノード識別子とを含むメッセージを生成する手段と、

生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置。

【請求項 5】 リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、各ノードには第 1 のノード識別子と第 2 のノード識別子とが割り当てられ、各ノードは自ノードに割り当てられた第 1 のノード識別子と両隣のノードに割り当てられた 2 つの第 2 のノード識別子との組み合わせにより一意に識別され、

メッセージの宛先ノードに割り当てられた第 1 のノード識別子および第 2 のノード識別子の一方と、メッセージの送信元ノードに割り当てられた第 1 のノード識別子および第 2 のノード識別子の他方と、ショートパスまたはロングパスの指定とを含むメッセージを生成する手段と、

生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、光伝送装置におけるメッセージ伝達方法および装置、特に、BLSR (Bi-directional Line Switched Ring) 構成において、1 リング上に設置できる装置 (ノード) 数の上限を増やすことの可能なメッセージ伝達方法に関する。

【0002】

【従来の技術】

BLSR 切替制御方式は、北米標準規格 SONET standard GR-1230-CORE に従って実現されている。BLSR 制御方式の主たる特徴は、障害発生時にリングを逆回りする保護回線で救済できることから、同じチャネルの保護回線を別回線で使用できるので、回線利用効率が向上する。近年の光伝送装置のネットワーク構成として、技術革新に伴った「回線の大容量化」「

構成の大規模化」が進んでおり、先の理由から、B L S R制御方式はますます需要を増しており、かつ、より大きなリング・ネットワークへの適用が切望されている。

【0 0 0 3】

B L S R制御方式では、主信号のラインオーバーヘッドに含まれる、K 1 / K 2 バイトを、ノード間でやりとりすることにより、切替制御を実現している。G R 1 2 3 0 で規定されるB L S R K 1 / K 2 バイトフォーマットは図 1 に示す通りである。

図 2 に示すようなB L S R構成のネットワークで回線障害等が発生した時、その障害スパンをはさむ隣接ノードが、このK 1 / K 2 バイトにて切替要求を示すことにより、隣接ノードが切替動作（および、中間ノードがスルー動作）をして障害を救済する。また、リング上で多重障害が発生したときでも、切替動作によるミス・コネクションなどが発生しないように、リング上の各ノードにはユニークなI Dが設定されており、このI Dの並び順を示すリング・マップをリング上の全ノードが認識することで、確実な切替動作を実現している。

【0 0 0 4】

各ノードは、受信したK 1 / K 2 バイトから自ノード宛てかを判断し、切替要求がどこからどの経路（図 2 参照）で到達したかをリングマップと整合した上で確実に認識し、切替動作（およびスルー動作）を制御しなければならない。そのため、K 1 / K 2 バイトには、図 1 に示すように、「切替要求」「切替ステータス」の他に、「宛先ノードI D」「送信元ノードI D」「経路」が設定される。

【0 0 0 5】

K バイトによるA P S (Automatic Prorection Switch) プロトコルの例として、図 2 のネットワークにおいて# 3 → # 2 方向の回線に障害が発生した場合のリング切替手順の概要を説明する。受信側のノード# 2 が障害を検出すると、リング・マップから、隣接ノードが# 3 であることを知って、ロング・パス（および、ショート・パス）で切替要求をノード# 3 宛てに出す。中間のノードは、「宛先ノードI D」が# 3 を示していることから、これが他ノード宛てであることを認識して、このK バイトを次々とスルーし、ノード# 3 へ到達させる。ノード

3 はこれが自ノード宛てであることを認識し、自分の送信回線に障害が発生したことを認識する。そして、切替要求に対する応答を送信元のノード # 2 へと送り返す。この切替要求応答が # 2 ~ # 3 で確認できたら、両ノードはリング切替を実施する。

【 0 0 0 6 】

すなわち、B L S R 切替制御のためには、リング上の各ノードがユニークな I D を持ち、リング上を飛び交う K 1 / K 2 バイトから一意に「送信元ノード」と「宛先ノード」を特定できることが必須となる。

【 0 0 0 7 】

【発明が解決しようとする課題】

図 1 に示した、従来の K 1 / K 2 バイトフォーマットでは、「宛先ノード I D」と「送信元ノード I D」にはそれぞれ 4 ビットしか割り当てられておらず、0 ~ 1 5 しか表現できないことから、同一リング上に最大 1 6 ノードまでしか構成できない制限がある。1 6 ノード以上のより大きなネットワーク・リングを構築したい場合、リング・インターコネクションといった、リング同士を相互接続する方式も G R 1 2 3 0 では記述されているが、1 リングでの B L S R に比べ、制御が困難になるのは明らかであり、接続のための装備導入コストも肥大してしまう。また、これは単にリングを相互接続しているだけで、ネットワーク全体でみれば、リングを 1 周するという B L S R 特有の冗長構成を提供しているものではない。

【 0 0 0 8 】

B L S R 構成の回線利用率向上メリットを活かしつつ、広域を 1 リングでサポートすることが強く要望されているものの、現状の K 1 / K 2 バイトフォーマットによる A P S プロトコルでは、1 リング 1 6 ノードという制限が避けられないネックになっている。

なお、この K 1 / K 2 バイトの伝送には、主信号のラインオーバーヘッド内に定義される K 1 / K 2 バイトの領域を使用しているため、K 1 / K 2 バイト自体を拡張することは、ハードに大きな変更を要するため極めて困難になる。また、「切替要求」「切替ステータス」のフィールドを変更すると、A P S プロトコル

を変更しなければならないので、容易には変更することはできない。

【0009】

既存のK1/K2バイトのフォーマットにおける、「切替要求」「切替ステータス」のフィールドはそのままに、「宛先ノードID」「送信元ノードID」「経路」のフィールドを巧く利用して、16を超えるノードの識別ができれば、K1/K2バイトのフィールド拡張もなく、BLSR切替制御プロトコルの変更無しで、1リング上に16ノードを超えるBLSR構成が構築でき、GR1230規格からの変更点を最小限に留めたまま、従来のBLSR切替がすべて実現できる。

【0010】

したがって本発明の目的は、最小限のデータ量でより多くのノードを識別することができるメッセージ伝達方法および装置を提供することにある。

【0011】

【課題を解決するための手段】

本発明によれば、リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、メッセージの経路がショートパスであるとき、ショートパスの指定およびメッセージの送信元のノードの識別子を含むメッセージを生成する手段と、メッセージの経路がロングパスであるとき、ロングパスの指定およびメッセージの宛先のノードの識別子を含むメッセージを生成する手段と生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置が提供される。

【0012】

本発明によれば、リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、隣接する2つのノードの対の各々がグループを構成し、隣接する任意の2つのノードは相異なるノード識別子を有し、メッセージの宛先のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの送信元のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの宛先のノードのノード識別子とを含むメッセージを生成する手段と、生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置もまた提供される。

【0013】

本発明によれば、リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、各ノードには第1のノード識別子と第2のノード識別子とが割り当てられ、各ノードは自ノードに割り当てられた第1のノード識別子と両隣のノードに割り当てられた2つの第2のノード識別子との組み合わせにより一意に識別され、メッセージの宛先ノードに割り当てられた第1のノード識別子および第2のノード識別子の一方と、メッセージの送信元ノードに割り当てられた第1のノード識別子および第2のノード識別子の他方と、ショートパスまたはロングパスの指定とを含むメッセージを生成する手段と、生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置もまた提供される。

【0014】

【発明の実施の形態】

図3は本発明が適用されるノードの構成を示す。なお、図3中にはAPSプロトコルに関連する機能ブロックのみが示されている。受信Kバイト読込部10は受信フレームの所定の位置からK1/K2バイトを抽出してAPS制御部12へ渡す。送信Kバイト送信部14はAPS制御部12からのK1/K2バイトを送信フレームの所定の位置へ挿入する。障害検出部16は受信フレームについて障害の有無を検出し、結果をAPS制御部12へ報告する。

【0015】

本発明では、例えばBLSR構成のネットワークにおけるAPSプロトコルにおいて、K1/K2バイトの「切替要求」「切替ステータス」以外のフィールドを利用して、16を超えるノードを識別を可能にする手法を提案する。なお、以下の実施形態において、「K1/K2バイトは必ず隣接ノード宛てに送信される（GR1230 R6-72）」という前提があることを利用している。

【0016】

本発明の第1の実施形態においては、図4に示すように、K1 bit5～bit8と、K2 bit1～bit4の4ビット/4ビットを合わせ、8ビットを「（宛先/送信元）ノードID」とし、K2 bit5の「ショート/ロング」経路情報をもとに、この「ノードID」フィールドを読み分ける。先のGR1230の前提より、Kバイトは必ず隣接ノードに対して（ショートパスまたはロングパスを経て

）送信されることから、Kバイトを受け取ったノードが、宛先、もしくは送信元の情報から、リング上の相手を特定できることを利用している。

【0017】

なお、リング上の各ノードは、トポロジー等のリング・マップにより、両サイドの隣接ノードIDを認識しているが、この手法の実現のためには、リングマップ内のノードIDのフィールドを4ビットから8ビットへ拡張する必要がある。

Kバイト送信の際のAPS制御部12の処理を図5に示す。Kバイトを送信するノードでは、切替要求に応じて、宛先ノードと送信経路が決定されている。“ショート・パス”でKバイトを送信する場合、「ノードID」に、自ノードIDを設定する（ステップ1000）。“ロング・パス”でKバイトを送信する場合、「ノードID」に、リング・マップより取得した宛先隣接ノードIDを設定する（ステップ1002，1004）。したがって、“ショート・パス”の場合にはKバイトの「ノードID」フィールドには、「送信元ノードID」が設定され、“ロング・パス”の場合には、「宛先ノードID」が設定されて、送信される（ステップ1006）。

【0018】

図6にKバイト受信時の処理を示す。Kバイトを受信したら、はじめに、「経路」のフィールドをチェックする（ステップ1100）。「経路」が、“ショート・パス”なら、まずはこのKバイトを、自ノード宛て、と判断する。さらに、「ノードID」に設定されている送信元ノードIDが自ノード受信サイドの隣接ノードIDであるかを、リング・マップと整合することで確認する（ステップ1102）。隣接ノードに一致すれば、このKバイトを認め、取り込む（ステップ1104）。隣接ノードに一致しなければ、このKバイトは異常（もしくはリング・マップが異常）と判断する（ステップ1106）。「経路」が、“ロング・パス”なら、「ノードID」を、宛先ノードIDと解釈する。「ノードID」が自ノードと一致すれば、このKバイトを自ノード宛てと判断し、これを取り込む（ステップ1104）。「ノードID」が自ノードと一致しなければ、このKバイトを他ノード宛てと判断し、これをスルーする（ステップ1108）。

【0019】

以降の手法においても共通的なことだが、BLSR APSプロトコルでは、万が一異常なAPSを受信した場合や、リング・マップに不一致が生じてしまった場合でも、間違った切替動作をしないために、これらを検出するメカニズムが必須となる。ミス・コネクションは、障害による信号断よりも深刻なため、異常検出時には切替を抑制しなければならないからである。従来のKバイトフォーマットに、「宛先ノード」「送信元ノード」があるのはそのためで、この2つの情報をリング・マップと整合することで、これらの異常を検出していた。本手法では、ショート・パスのKバイトには「送信元ノード」を設定することにより、「送信元ノード」と「経路（ショート）」の2つの情報を、リング・マップと整合することで、APS異常や不正リング・マップの検出を実現している。本手法でショート・パスとロング・パスで「ノードID」フィールドを使い分けるのは、この理由による。

【0020】

本手法によれば、8ビットの「ノードID」で識別できる数だけのノードを、リング上で識別できる。ただし、従来のK1/K2バイトにおいて、K1 bit 5-8と、K2 bit 1-4が、すべて0に設定されている場合、これを“Default K byte”として特殊な意味を持たせている（装置起動時など、Kバイトを正常に出せない過渡状態に適用されるコード）。したがって、本手法においては、K1 bit 5-8と、K2 bit 1-4が全て0となってしまう、ノードID“0”は使用できないことから、ノードIDとして有効な範囲は、1～255までとなり、ノード識別の観点からだけ言えば、1リング上に最大255ノードまで設置可能となる。

【0021】

1リング上に255ノードを設置した例を説明する。図7において、#1～#255までのユニークなIDをもつノードで1リングが構成されている（中間ノードの一部は省略）。解り易いように、ノードはID順に時計回りに設置されているとし、従来のリング・マップ生成手法により、各ノードがすべてのノードのリング上の位置、例えば隣接ノードIDが何であるかを、認識しているものとする。（リング・マップ生成の際、従来のリング・マップ生成手法において、ノ-

ドIDフィールドの拡張が必要になる場合がある。)

リング上に何も障害がない場合、各ノードは自分の隣接ノードに対し、〔NR (No Request)〕のKバイトを、ショート・パスで送信する。このショート・パスでの送信時は、「ノードID」フィールドに送信元ノードIDが設定される。

【0022】

図8に示すように、例えば、#68、#69のノードに着目すると、#68は、「ノードID」フィールドに、自ノードIDである〔#68〕を設定して、両サイドに、ショート・パスでこれを送信する。#69も、「ノードID」に自ノードIDである〔#69〕を設定し送信する。

受信側では、「経路」の情報から、ショート・パスで受信したことを判別し、Kバイトの「ノードID」を「送信元ノードID」として認識する。さらに、これがリング・マップから認識している隣接ノードIDと整合するかをチェックする。#69に着目すると、受信したKバイトは、〔NR/68/S/Idle〕であり、隣接ノードIDが#68という情報と一致することから、これを正当なKバイトと判断できる（もしくは、認識しているリング・マップが信頼できるものと判断できる。）。もし一致しなければ、受信したKバイトを不正なものと判断するか、現在認識しているリング・マップが信頼できないものとして、その旨ユーザーに通知する事ができる。

【0023】

図9に障害発生時のKバイト送受信のシーケンスを示す。図9において、まず障害がない時、各ノード間ではNRのメッセージa1, a2, b1, b2, c1, c2, d1, d2が送られている（ステップ2000）。#69→#68の回線で、ライン障害が発生したと想定する。障害を検出したノード#68は、APSプロトコルに従い、(2F-BLSRの場合)これをリング切替で救済するために、ショート/ロングの両経路で、隣接#69に向けて切替要求のKバイトc3, c4を送信する（ステップ2002）。ショート・パスのKバイトc4には、「ノードID」フィールドに、送信元ノードである自ノードIDの#68を設定する。また、ロング・パスのKバイトc3には、宛先ノードを示すために、リ

ング・マップから獲得した、隣接ノードID # 6 9 を設定して、それぞれ送信し始める。

【0 0 2 4】

ノード# 6 8 からロング・パスで送信された切替要求のKバイト c 3 (S F - R / 6 9 / L / I d l e) は、リング上の2 5 3 ノード全てが一旦受信することになるが、「ノードID」フィールドには、「宛先ノードID」である# 6 9 が設定されているため、# 6 9 以外のこれら中間ノードは、これが自ノード宛てではないロング・パス要求であることを判断し、スルーしていく。

【0 0 2 5】

最終的に# 6 9 まで到達した、このロング・パスのKバイトは、ノード# 6 9 にて自ノード宛てであると判断され、取り込まれる(ステップ2 0 0 4)。ノード# 6 9 は、このKバイト受信により、リング切替を実施しなければならないことを認識して、# 6 8 に応答 b 5, b 6 を返す(ステップ2 0 0 6)。この時も、ショート・パスには自ノードIDである# 6 9 を、ロング・パスには応答宛先ノードの# 6 8 を設定して、返信する。図1 0 に、リング切替が完了したときの状態を示す。

【0 0 2 6】

本発明の第2の実施形態においては、図1 1 に示すように、「ノードID」として、# 0 と# 1 のように、相反するIDをリング上のノードに割り当てる。さらに、各ノードは必ず異なるIDをもつノードと隣接するように設置する。かつ、この相反するIDをもつ2ノードを、1グループにまとめ、このグループにID(図1 1 の例では# A, # B, # C)を割り当てて、リング構成を組む。

【0 0 2 7】

ノードは、# 0, # 1, # 0, # 1 というように、交互に並ぶように配置され、その2ノードを1グループとして、リング構成を組んでいる。このリング構成時の条件をまとめると、

【0 0 2 8】

【表 1】

	E 側の隣接ノード	W 側の隣接ノード
ノード # 0	異グループのノード # 1	同グループのノード # 1
ノード # 1	同グループのノード # 0	異グループのノード # 0

【0029】

となるように構成する。もちろん、リング内で統一されているなら、# 0, # 1 の位置は逆でもかまわない。

本手法における、K 1 / K 2 バイトのフォーマットを、図 1 2 に示す。K 1 Bit 5 ~ Bit 6 は「宛先グループ ID」、K 2 Bit 1 ~ Bit 4 は「送信元グループ ID」、K 2 Bit 5 は「宛先ノード ID (# 0 か # 1)」を示している。従来の K バイトフォーマットと比較すると、「送信元ノード ID」情報と、「経路」情報がなくなっていることになる。

【0030】

本手法において、「送信元ノード ID」情報を必要としないのは、ノード ID を、# 0 と # 1 の相反する 2 種類に限定し、かつ、これが交互になるようにリング構成していることから、自ノードの隣接ノードは必ず相反する ID を持っており、ゆえに、「宛先ノード ID」に示された ID に相反するノード ID が、送信元ノード ID であることが自明となるからである。なお、本手法においては、リングは必ず偶数台のノードで構成される。

【0031】

従って、本手法における K 1 / K 2 バイトフォーマットでは、宛先ノードが、「宛先グループ ID」と「宛先ノード ID」から一意に識別され、送信元ノードが、「送信元グループ」と「宛先ノード ID」の相反ノード ID、ということで、識別されることになる。

また、本手法において、「経路」情報を必要としないのは、経路情報については、K バイトを受信したサイドと、「宛先」「送信元」と、リング・マップを整合すれば、どちらの経路から到達したかが判定できるからである。これについて

は以下で詳細に説明していく。

【 0 0 3 2 】

まず、リング上の各ノードがもつ、ノードIDとグループIDの情報を、リング・マップに反映させる。そのためには、従来のトポロジ作成方法、たとえば特願平12-61092号「リング構成方式及びそのノード装置」に記載の手法などにおいて、ノードIDを設定した個所に、グループIDとノードIDの両方を設定していくことで、リング・マップを生成する。

【 0 0 3 3 】

図13に、8ノード4グループでのリング構成時のリング・マップ生成の手順の例を示す。リングマップ生成要求メッセージ20をグループ#1、ノード#0を起点として周囲させ、各ノードは従来ノードIDを設定していた個所に、「グループID」と「ノードID」の2つのデータを設定し、これを周回させることにより各ノードにおいてリングマップを作成する。

【 0 0 3 4 】

リング上の各ノードはこのリング・マップにより、リング上での位置はもちろん、自ノードのどちらのサイドに、どんなグループの、どんなIDのノードがいるか、を認識している。

例えば、図13におけるグループ#1、ノード#0、#1は、このリング・マップにより、以下の認識をしている。

【 0 0 3 5 】

【表2】

	E側の隣接ノード	W側の隣接ノード
ノード#0	グループ#4のノード#1 (異グループと隣接)	グループ#1のノード#1 (同グループと隣接)
ノード#1	グループ#1のノード#0 (同グループと隣接)	グループ#2のノード#0 (異グループと隣接)

【 0 0 3 6 】

本発明の第2の実施形態におけるKバイト送信の際のAPS制御部12の処理を図14に示す。Kバイトを送信するノードでは、切替要求に応じ、宛先ノード

と、送信経路（送信サイド）が決定されている。隣接ノードは必ず、自ノードに相反するID（＃0なら＃1、＃1なら＃0）なので、「宛先ノード」に相反ノードIDを設定する（ステップ1200）。「送信元グループID」に、自ノードのグループIDを設定する（ステップ1202）。「ショート・パス」でKバイトを送信する場合、送信しようとするサイドの隣接グループIDをチェックする（ステップ1204）。同グループであれば、「宛先グループID」に、自ノードのグループID（＝宛先ノードのグループID）を設定する（ステップ1206）。異グループであれば、リング・マップより送信サイドの隣接グループIDを獲得し（ステップ1208）、「宛先グループID」に設定する（ステップ1210）。「ロング・パス」でKバイトを送信する場合、送信しようとするサイドの反対側の隣接グループIDをチェックする（ステップ1212）。同グループであれば、「宛先グループID」に自ノードのグループIDを設定する（ステップ1206）。異グループであれば、リング・マップより、送信サイド反対側の隣接グループIDを獲得し（ステップ1208）、「宛先グループID」に設定する（ステップ1210）。

【0037】

図11の構成例において、グループ＃Bの各ノードでの送信Kバイトの「宛先グループID」は、以下のようになる。

【0038】

【表3】

経 路	E側へ送信		W側へ送信	
	ショート・パス	ロング・パス	ショート・パス	ロング・パス
ノード＃0	＃A	＃B	＃B	＃A
ノード＃1	＃B	＃C	＃C	＃B

【0039】

Kバイト受信時の処理を図15に示す。Kバイトを受信したノードは、はじめに、「宛先グループID」と、「宛先ノードID」をチェックし（ステップ1300）、この両方が、自ノードと一致したら、まずはこのKバイトを、自ノード

宛て、と判断する。次に、このKバイトを受信したサイドの、隣接グループIDをチェックする（ステップ1302）。受信サイドの隣接グループIDが自ノードと同じであれば、次に「送信元グループID」をチェックする（ステップ1304）。「送信元グループID」が、自ノードと同グループであれば、これを“ショート・パス”で受信したと解釈する（ステップ1306）。「送信元グループID」が、自ノードと異なるなら、リング・マップと整合し（ステップ1308）、受信サイド反対側の隣接グループIDと一致するかチェックする（ステップ1310）。一致すれば、これを“ロング・パス”で受信したと解釈する（ステップ1312）。一致しなければこれを異常なKバイト（もしくは異常なリング・マップ）として、アラーム対象とする（ステップ1314）。

【0040】

受信サイドの隣接グループが自ノードと異なれば、次に「送信元グループID」をチェックする（ステップ1314）。「送信元グループID」が自ノードと同グループであれば、これを“ロング・パス”で受信したと解釈する（ステップ1316）。「送信元グループID」が自ノードと異なるなら、リング・マップと整合し（ステップ1318）、受信サイドの隣接グループIDと一致するかチェックする（ステップ1320）。一致すれば、これを“ショート・パス”で受信したと解釈する（ステップ1322）。一致しなければこれをアラーム対象とする（ステップ1314）。

【0041】

「宛先グループID」と「宛先ノードID」のいずれかが自ノードに一致しなければ、これを他ノード宛てと判断し、スルーする（ステップ1324）。

図11の構成例において、#Bの各ノードにおける各受信サイドの、有効な受信Kバイトの「送信元グループID」と、その解釈は、以下のようになる。

【0042】

【表 4】

	E側から 受信	解 釈	W側から 受信	解 釈
ノード# 0	# A	# A # 1 からのショート・パス要求	# A	# A # 1 からのロング・パス要求
	# B	# B # 1 からのロング・パス要求	# B	# B # 1 からのショート・パス要求
ノード# 1	# B	# B # 0 からのショート・パス要求	# B	# B # 0 からのロング・パス要求
	# C	# C # 0 からのロング・パス要求	# C	# C # 0 からのショート・パス要求

【0 0 4 3】

これ以外の「送信元グループID」については、異常なKバイト（もしくは異常なリング・マップ）として、これを検出することができる。

本手法によれば、4ビットずつの「宛先・送信元グループID」で識別できる数だけのグループ数を、リング上で識別できる。すなわち、グループ数×2のノードをリング上に設置可能となる。ただし、従来のK1/K2バイトにおいて、K1 bit5-8と、K2 bit1-4がすべて0のものは、“Default K byte”と認識されるから、本手法におけるグループIDとして、“0”は使用できない。したがって、本手法では、1～15までの15グループIDを設定できるから、1リング上に最大30ノード（15グループ×2ノード）までが設置可能となる。

【0 0 4 4】

1リング上に30ノードを設置した例を図16に示す。#0と#1の2種類のノードIDのいずれかを各ノードに設定し、かつ、図16に示されるように、互いに異なるIDを持つノードが隣接するように設置する。また、#0と#1の2ノードを1グループにまとめ、#0のE側に異グループが隣接するように設置し、かつ、各グループにG1～G15までのユニークなグループIDを割り当てる。（中間ノード・グループの一部は省略）。解り易いように、グループはID順に時計回りに設置されているとする。

【0 0 4 5】

リング・マップ生成のために、G1の#0が起点となって、時計回りのリング

マップ生成要求を出したとする。これを受信したリング上の各ノードは、自ノードに設定されている「グループID」と「ノードID」を設定し、結果、以下のようなリング・マップを全ノードが認識する（〔グループID、ノードID〕で表記）

←E〔1, 0〕〔1, 1〕〔2, 0〕〔2, 1〕〔 , 〕〔 , 〕〔7, 0〕〔7, 1〕〔8, 0〕〔8, 1〕〔9, 0〕〔9, 1〕〔 , 〕〔 , 〕〔15, 0〕〔15, 1〕W→

このリング・マップと、自分に割り当てられたノードID、グループIDにより、自分の各E/Wの隣接サイドに、どのグループIDのどのノードIDのノードがいるかが認識されている。細かく言えば、#0, #1のノードが交互に並んでいることから、隣接ノードIDは、自分ノードIDの相反IDであることが自明である。また、隣接グループIDについては、隣接が同じグループであれば、自グループと同じであり、一方異なるグループであれば、リング・マップからこれを獲得できる。例えば、G1の#1と、G2の#0は、隣接サイドを以下のよう

【0046】

【表5】

	E側隣接ノード		W側隣接ノード	
	グループID	ノードID	グループID	ノードID
G1ノード#1	G1（同グループ）	#0	G2（異グループ）	#0
G2ノード#0	G1（異グループ）	#1	G2（同グループ）	#1

【0047】

リング上に何も障害がない場合、各ノードは自分の隣接ノードに対し、〔NR（No Request）〕のKバイトを、ショート・パスで送信している。例として、G1の#1、G2の#0が、両サイドに対し、ショート・パスで送信する際の、「宛先グループID」「送信元グループID」「ノードID」の設定を以下に示す。

【0048】

【表 6】

	E側ヘショート・パス送信			W側ヘショート・パス送信		
	宛先グループID	送信元グループID	宛先ノード	宛先グループID	送信元グループID	宛先ノード
G 1 ノード # 1	G 1	G 1	# 0	G 2	G 1	# 0
G 2 ノード # 0	G 1	G 2	# 1	G 2	G 2	# 1

【0 0 4 9】

障害発生時には、ロング・パスにて、切替要求のKバイトを送信することになるが、両サイドに対し、ロング・パスで送信する際の、各フィールドの設定を以下に示す。

【0 0 5 0】

【表 7】

	E側ヘロング・パス送信			W側ヘロング・パス送信		
	宛先グループID	送信元グループID	宛先ノード	宛先グループID	送信元グループID	宛先ノード
G 1 ノード # 1	G 2	G 1	# 0	G 1	G 1	# 0
G 2 ノード # 0	G 2	G 2	# 1	G 1	G 2	# 1

【0 0 5 1】

次に、G 1 ノード # 1 → G 2 ノード # 0 の回線で、障害が発生し、これをリング切替で救済するときの動作を説明する。G 2 ノード # 0 が、E 方向で障害を検出したことで、隣接 G 1 ノード # 1 を宛先とし、E 方向ヘショート・パスで、W 方向にロング・パスで、切替要求を送信しなければならないことを認識する。このときのKバイトは、先の表に従い、E : [S F - R / G 1 / G 2 / 1 / I d l e] 、 W : [S F - R / G 1 / G 2 / 1 / I d l e] である。

【0 0 5 2】

ロング・パスで送信されたKバイトは、リング上の中間ノードでも受信されるが、「宛先グループID」がG 1 を示していることから、自ノード宛てではないと判断して、これをスルーする。さらに、このロング・パスのKバイトは、G 1 のノード # 0 にも到達するが、この場合は「宛先グループID」は一致しても、

「宛先ノードID」が一致しないため、これもスルーされ、最終的にG1のノード#1のE側に到達する。

【0053】

G1のノード#1では、同グループに隣接しているはずのE側から、G2を送信元として示しているKバイトを受信したので、これをロング・パスで到達したKバイトと判断して、切替処理を実行する。一方、G1のノード#1は、異グループに隣接しているW側から、G2を送信元としているKバイトも受信しているので、こちらはショート・パスで到達したKバイトと認識している。以上より、G1ノード#1とG2ノード#0における、（自ノード宛ての）有効なKバイトは以下ようになる。

【0054】

【表8】

	E側から受信するKバイト				W側から受信するKバイト			
	宛先グループ	送信元グループ	宛先	経路の解釈	宛先グループ	送信元グループ	宛先	経路の解釈
G1ノード#1	G1	G1	#1	ショート	G1	G1	#1	ロング
	G1	G2	#1	ロング	G1	G2	#1	ショート
G2ノード#0	G2	G1	#0	ショート	G2	G1	#0	ロング
	G2	G2	#0	ロング	G2	G2	#0	ショート

【0055】

自ノード宛て（「宛先グループID」と「宛先ノードID」が一致）にもかかわらず、上記組み合わせに該当しないKバイトについては、これを異常なKバイトと判定できる。（もしくは、リング・マップが異常になっていると判定できる）

図17に、G1#1～G2#0間でのリング切替までのAPS切替シーケンスを示す。

【0056】

図18は本発明の第3の実施形態を説明する図である、本実施形態において、それぞれのノードに、2種類のノードIDが割り当てられており、かつ、それぞれ第一、第二ノードIDに対応する、2つリング・マップを、リング上の全ノード

ドが認識している。

この第一、第二ノードIDの割り当ての条件は、2つのリング・マップを「第一リング・マップ」、「第二リング・マップ」とすると、第一リング・マップによる自ノードIDと、その両側隣接ノードの第二リング・マップによるノードIDの、組み合わせ（隣接関係）が、リング全体で一意であること、である。

【0057】

図18の例では、#0(1)～#15(1)の順のノード列の繰り返しによるノードID割り振りの第一リング・マップと、#0(2)～#14(2)の順のノード列の繰り返しによるノードID割り振りの第二リング・マップが使用されている。ここで括弧内は、リング・マップの種類(1または2)を意味する。図18の例で、リング上に、ノードID#5(1)が与えられたノードが複数存在するが、(a)の#5(1)のノードは、#4(2)と#6(2)のノードを隣接ノードとして持ち、(b)の#5(1)のノードは、#5(2)と#7(2)ノードを隣接ノードとして持つため、第一第二リングマップによる隣接ノードの組み合わせを整合すれば、この2つの#5(1)ノードは区別することができる。

【0058】

本実施形態における、K1/K2バイトのフォーマットを図19に示す。

本実施形態においては、「宛先ノードID」と「送信元グループID」の隣接関係を、メッセージに含まれるIDと第一第二リング・マップとの間で整合することで、ノードを特定していることから、メッセージに含まれる「宛先ノードID」と「送信元ノードID」については、図に示され例とは逆に、前者が第一ノードIDで、後者が第二ノードIDであってもよい。

【0059】

第一、第二のIDに基づく、2つの第一、第二リング・マップを生成するために、従来のトポロジー作成方法、たとえば特願平12-61092号「リング構成方式及びそのノード装置」などにおいて、第一、第二のどちらのIDを要求しているかを示すフィールドを新たに設ける。

このリング・マップ生成要求を受けたノードは、このフィールド指定に従い、

自ノードの第一、第二のいずれかのIDを設定する。この手順を第一、第二ノードIDそれぞれに対して実施し、リング・マップを2つ生成する。

【0060】

図20に、第一第二リングマップの生成手順の例を示す。例としてリングマップ生成要求メッセージ22、24の先頭フィールド26に、第一、第二のいずれのIDを収集しようとしているかが示されている。メッセージ22および24のいずれも第一ノードID#1のノードが起点となっているが、メッセージ22は、第一ノードIDでのリングマップの生成を要求しているため、各ノードは、自ノードの第一ノードIDを設定し、第一リング・マップが生成される。メッセージ24では、第二ノードIDでのリングマップの生成を要求しているため、各ノードは第二ノードIDを設定し、第二リング・マップが生成される。リング上の各ノードは、この第一、第二リング・マップによって、リング上のノードの位置はもちろん、隣接ノードを認識できる。

【0061】

図21にKバイト送信時の処理を示す。Kバイトを送信するノードでは、切替要求に応じ、宛先ノードが決定されている。「送信元ノードID」には、リング・マップ(1)での、自ノードID(1)を設定する(ステップ1400)。「宛先ノードID」には、リング・マップ(2)での、隣接する宛先ノードID(2)を設定する(ステップ1402)。

【0062】

なおここで、先述したように、送受信で不一致がなければ、リングマップ(1)とリングマップ(2)を入れ替えて、リングマップ(2)での「送信元ノードID」とリングマップ(1)での「宛先ノードID」を送るようにしても良い。「送信ノードID」と「宛先ノードID」が異なるリング・マップでのノードIDであれば、その隣接関係から、リング上の特定ノードを識別できるからである。

【0063】

図22にKバイト受信時の処理を示す。Kバイトを受信したノードは、はじめに「宛先ノードID」をチェックする(ステップ1500)。「宛先ノードID

」が、リング・マップ（２）での自ノードＩＤに一致したなら、「送信元ノードＩＤ」が、リング・マップ（１）での隣接ノードと整合するかをチェックする（ステップ１５０２）。隣接ノードと整合すれば（ステップ１５０４）、これを自ノード宛てと判断し、取り込む（ステップ１５０６）。隣接ノードと整合しなければ、リングマップ（１）（２）より、「送信元ノードＩＤ」と「宛先ノードＩＤ」の隣接関係に適合するノードがリング上に存在するかを確認する（ステップ１５０８）。もし存在しなければ、このＫバイトを不正（あるいはリング・マップが不正）とし、アラーム対象とする（ステップ１５１０）。リング上に該当するノードがあれば、そこへの他ノード宛てと判断し、スルーする（ステップ１５１２）。「宛先ノードＩＤ」がリング・マップ（２）での自ノードＩＤに一致しなければ（ステップ１５００）、これを他ノード宛てと判断、スルーする（ステップ１５１２）。

【００６４】

本手法によれば、４ビットずつの「宛先・送信元ノードＩＤ」の、隣接との組み合わせ数だけ、リング上のノードを識別できる。ただし、従来のＫ１／Ｋ２バイトにおいて、Ｋ１ bit 5－８と、Ｋ２ bit 1－４が、すべて“０”のものは、“Default K byte”と認識されるから、本手法における「宛先・送信元ノードＩＤ」として、“０”は使用できない。したがって、本手法では、１～１５までのＩＤを順次並べたものと、１～１４のＩＤを順次並べたものを使用すれば、１５と１４の最小公倍数まで、隣接関係は一意になるから、最大２１０（１５×１４）ノードを１リング上に設置できる。また、例えば、前述の第２の実施形態におけるグループＩＤの割り振りにおいて、本実施形態のように第一第二のグループＩＤをもってグループを識別するようにすれば、より多数のノード識別が可能になる。このように、本発明の第１～第３の実施形態は併用することが可能であり、これらを組み合わせることによって、より多数のノード識別が実現できると言える。

【００６５】

第３の実施形態において、１リング上に２１０ノードを設置したときの動作を説明する。図２３には、左上隅のノードを起点とし、第一のノードＩＤとして、

1～15までのIDを時計回りに順に設定したものと、第二のノードIDとして、起点を同じくし、1～14までのIDを時計回りに順に設定した時のリング構成の例を示す。

【0066】

2つのリング・マップを生成するために、左上隅のノード〈1〉が、それぞれ時計回りの第一、第二リングマップ生成要求を出したとする。各ノードは、それぞれの生成要求に従い、自ノードの第一、第二ノードIDを設定していく。結果、リング上の全ノードは、以下のような2つのリング・マップを認識する。

【0067】

【表9】

第一リング・マップ：←E	[1, 2, ..., 14, 15,	1, ..., 14, 15,	1, ..., 14, 15,	1, ..., 14, 15]W→
第二リング・マップ：←E	[1, 2, ..., 14, 1,	2, ..., 1, 2,	3, ..., 2, 3,	4, ..., 13, 14]W→

【0068】

このように設定すると、各ノードのもつ第一第二ノードIDの組み合わせは、リング上でユニークとなり、かつ隣接ノードとの組み合わせも一意となる。

例えば、表10に示すように、第一／第二のように2つノードIDを記述するとすれば、

〈1〉のノードは、1／1のノードIDが設定されており、隣接ノードは、15／14と2／2となる。

〈2〉のノードは、1／2のノードIDが設定されており、隣接ノードは、15／1と2／3となる。

第一ノードとして、“1”を持つノードは、この設定の場合、14ノード存在することになるが、上記のように、隣接の第二ノードIDとの隣接関係を整合すれば、一意に特定できることになる。

【0069】

【表 1 0】

	自ノードID 第一／第二	隣接ノードID 第一／第二	
		E 側	W 側
〈1〉	1 / 1	15 / 14	2 / 2
〈2〉	1 / 2	15 / 13	2 / 3
〈3〉	1 / 3	15 / 12	2 / 4
〈4〉	1 / 4	15 / 11	2 / 5
〈5〉	1 / 5	15 / 10	2 / 6
〈6〉	1 / 6	15 / 9	2 / 7
〈7〉	1 / 7	15 / 8	2 / 8
〈8〉	1 / 8	15 / 7	2 / 9
〈9〉	1 / 9	15 / 6	2 / 10
〈10〉	1 / 10	15 / 5	2 / 11
〈11〉	1 / 11	15 / 4	2 / 12
〈12〉	1 / 12	15 / 3	2 / 13
〈13〉	1 / 13	15 / 2	2 / 14
〈14〉	1 / 14	15 / 1	2 / 1

【0 0 7 0】

リング上に何も障害がない場合、各ノードは自分の隣接ノードに対し、〔NR〕のKバイトをショート・パスで送信する。このとき、「宛先ノードID」には、宛先隣接ノードの第二ノードIDを、「送信元ノードID」には、自ノードの第一ノードIDを設定する。〈1〉のノードを例にとると、E：〔NR／14／1／S／Idle〕、W：〔NR／2／2／S／Idle〕のKバイトを送信する。

【0 0 7 1】

障害発生時の、ロング・パスでの送信においても、Kバイトの設定は同じである。例として、〈1〉のノードの、#1→#2の回線の障害が発生ときの切替動作を説明する。障害を検出した〈1〉に隣接した#2ノードは、E方向へショート・パスで、W方向にロング・パスで、切替要求を送信することになる。W方向へロング・パスで送信するKバイトの、「宛先ノードID」には、宛先ノードである#1の第二ノードIDである“1”が設定され、「送信元ノードID」には、送信元ノードである#2の第一ノードID、“2”が設定される。このロング・パスで送信されたKバイトは、リング上の208ノードの全てを通過すること

になるが、「宛先ノードID」が“1”を示していることから、第二ノードIDが“1”ではないノードにおいては、これが自ノード宛てではないことを容易に判断し、これをスルーする。

【0072】

〈2〉のE側に隣接しているノード#15は、第二ノードIDとして“1”をもつので、一旦このKバイトを取り込む。しかし、「送信元ノードID」が、“2”を示しているにも関わらず、#15の認識している隣接ノードの第一ノードIDは、“14”と“1”であるから、これが自ノード宛てではないことを知って、これをスルーする。またこの時、受信したKバイトの「送信元ノードID」と「宛先ノードID」の隣接関係に一致するノードが、リング上に存在するかを、第一第二リングマップと整合することで判定する。もし、この隣接関係を満たすノードがリング上に存在しなければ、この受信Kバイトを異常なもの（もしくは第一第二リングマップが異常になっている）として、アラーム通知することができる。

【0073】

〈1〉のノードへ辿りつくまでに、第二ノードIDとして“1”をもつ他の14台がいることになるが、上記の判定により、最終的に〈1〉のノード#1へ到達する。〈1〉のノード#1は、「宛先ノードID」が“1”を示しており、自ノードの第二ノードIDが“1”であることから、まずはこれを取り込む。次に、「送信元ノードID」をチェックし、これが“2”を示しており、隣接ノードの第二ノードIDと一致することから、これが自ノード宛てであることを認識して、切替処理を行う。

【0074】

図24に、第3の実施形態における、切替シーケンスの例を示す。

〈付記1〉リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達する方法であって、

メッセージの経路がショートパスであるとき、ショートパスの指定およびメッセージの送信元のノードの識別子を含むメッセージを生成し、

メッセージの経路がロングパスであるとき、ロングパスの指定およびメッセー

ジの宛先のノードの識別子を含むメッセージを生成し、

生成されたメッセージを送信するステップを具備する方法。

【0075】

〈付記2〉前記メッセージはK1/K2バイトであり、前記送信元ノード識別子および宛先ノード識別子は8ビットの長さを有する付記1記載の方法。

〈付記3〉リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達する方法であって、隣接する2つのノードの対の各々がグループを構成し、隣接する任意の2つのノードは相異なるノード識別子を有し、

メッセージの宛先のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの送信元のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの宛先のノードのノード識別子とを含むメッセージを生成し、

生成されたメッセージを送信するステップを具備する方法。

【0076】

〈付記4〉前記メッセージはK1/K2バイトであり、前記宛先ノード識別子は1ビットの長さを有する付記3記載の方法。

〈付記5〉リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達する方法であって、各ノードには第1のノード識別子と第2のノード識別子とが割り当てられ、各ノードは自ノードに割り当てられた第1のノード識別子と両隣のノードに割り当てられた2つの第2のノード識別子との組み合わせにより一意に識別され、

メッセージの宛先ノードに割り当てられた第1のノード識別子および第2のノード識別子の一方と、メッセージの送信元ノードに割り当てられた第1のノード識別子および第2のノード識別子の他方と、ショートパスまたはロングパスの指定とを含むメッセージを生成し、

生成されたメッセージを送信するステップを具備する方法。

【0077】

〈付記6〉前記メッセージではK1/K2バイトである付記5記載の方法。

〈付記7〉リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、

メッセージの経路がショートパスであるとき、ショートパスの指定およびメッセージの送信元のノードの識別子を含むメッセージを生成する手段と、

メッセージの経路がロングパスであるとき、ロングパスの指定およびメッセージの宛先のノードの識別子を含むメッセージを生成する手段と、

生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置。

【0078】

〈付記8〉前記メッセージはK1/K2バイトであり、前記送信元ノード識別子および宛先ノード識別子は8ビットの長さを有する付記7記載の装置。

〈付記9〉リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、隣接する2つのノードの対の各々がグループを構成し、隣接する任意の2つのノードは相異なるノード識別子を有し、

メッセージの宛先のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの送信元のノードが属するグループのグループ識別子と、メッセージの宛先のノードのノード識別子とを含むメッセージを生成する手段と、

生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置。

【0079】

〈付記10〉前記メッセージはK1/K2バイトであり、前記宛先ノード識別子は1ビットの長さを有する付記9記載の装置。

〈付記11〉リングを構成する複数のノードの間でメッセージを伝達するための装置であって、各ノードには第1のノード識別子と第2のノード識別子とが割り当てられ、各ノードは自ノードに割り当てられた第1のノード識別子と両隣のノードに割り当てられた2つの第2のノード識別子との組み合わせにより一意に識別され、

メッセージの宛先ノードに割り当てられた第1のノード識別子および第2のノード識別子の一方と、メッセージの送信元ノードに割り当てられた第1のノード識別子および第2のノード識別子の他方と、ショートパスまたはロングパスの指定とを含むメッセージを生成する手段と、

生成されたメッセージを送信する手段とを具備する装置。

【0080】

〈付記 1 2〉 前記メッセージでは K 1 / K 2 バイトである付記 1 1 記載の装置

【 0 0 8 1 】

【発明の効果】

以上の本発明により、同一リング上の 1 6 を超えるノードが一意に識別されるため、K 1 / K 2 バイトの拡張無しに、また A P S プロトコルとしての切替制御手順を全く変更することなしに、1 6 ノードを超える B L S R 構成を組むことが可能となる。

【図面の簡単な説明】

【図 1】

従来の B L S R における K バイトのフォーマットを示す図である。

【図 2】

B L S R 構成のネットワークの一例を示す図である。

【図 3】

ノードの構成の一例を示すブロック図である。

【図 4】

本発明の第 1 の実施形態における K バイトのフォーマットを示す図である。

【図 5】

本発明の第 1 の実施形態における K バイト送信のフローチャートである。

【図 6】

本発明の第 1 の実施形態における K バイト受信のフローチャートである。

【図 7】

本発明の第 1 の実施形態におけるノードの配置の例を示す図である。

【図 8】

障害がないときの K バイトの送受信を説明する図である。

【図 9】

障害発生時の K バイト送受信のシーケンスを示す図である。

【図 1 0】

リング切替完了後の状態を示す図である。

【図 1 1】

本発明の第 2 の実施形態を説明するための図である。

【図 1 2】

本発明の第 2 の実施形態における K バイトのフォーマットを示す図である。

【図 1 3】

本発明の第 2 の実施形態におけるリングマップの生成を説明する図である。

【図 1 4】

本発明の第 2 の実施形態における K バイト送信のフローチャートである。

【図 1 5】

本発明の第 2 の実施形態における K バイト受信のフローチャートである。

【図 1 6】

本発明の第 2 の実施形態におけるノードの配置の例を示す図である。

【図 1 7】

障害発生時の K バイト送受信のシーケンスを示す図である。

【図 1 8】

本発明の第 3 の実施形態を説明するための図である。

【図 1 9】

本発明の第 3 の実施形態における K バイトのフォーマットを示す図である。

【図 2 0】

本発明の第 3 の実施形態におけるリングマップの生成を説明する図である。

【図 2 1】

本発明の第 3 の実施形態における K バイト送信のフローチャートである。

【図 2 2】

本発明の第 3 の実施形態における K バイト受信のフローチャートである。

【図 2 3】

本発明の第 3 の実施形態におけるノードの配置の例を示す図である。

【図 2 4】

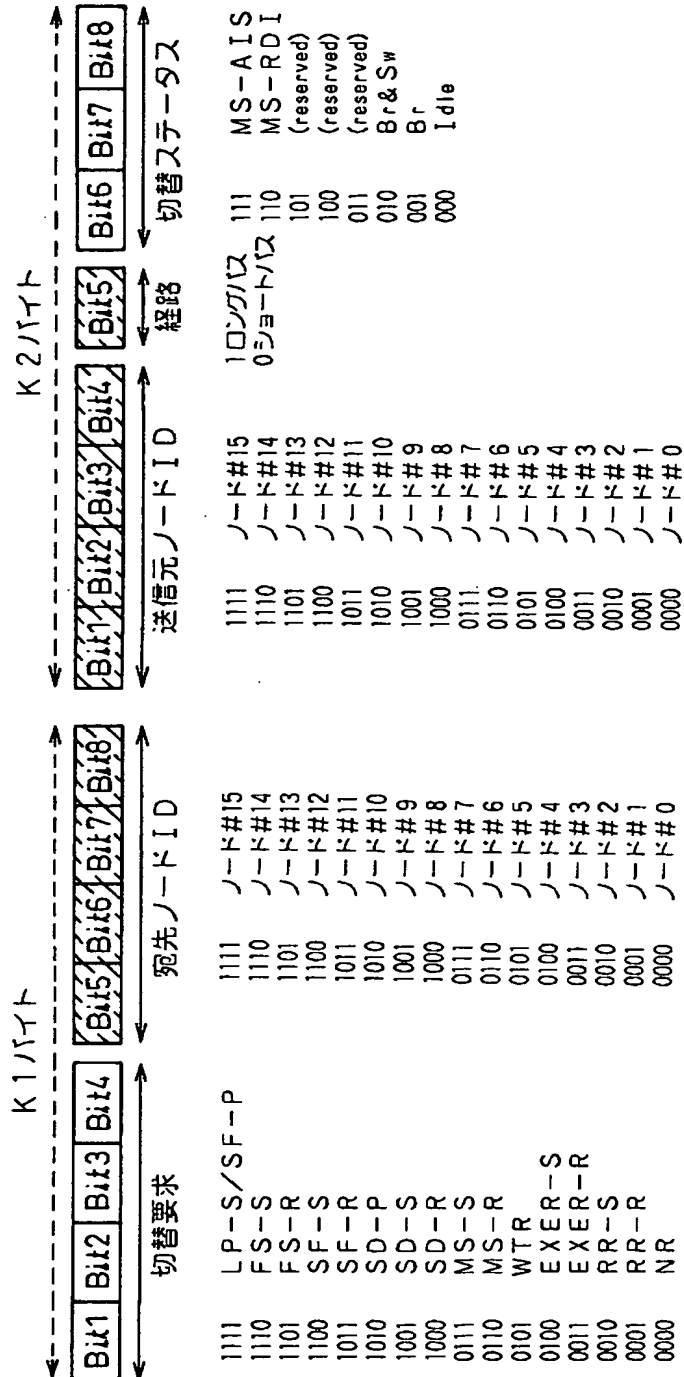
障害発生時の K バイト送受信のシーケンスを示す図である。

【書類名】

図面

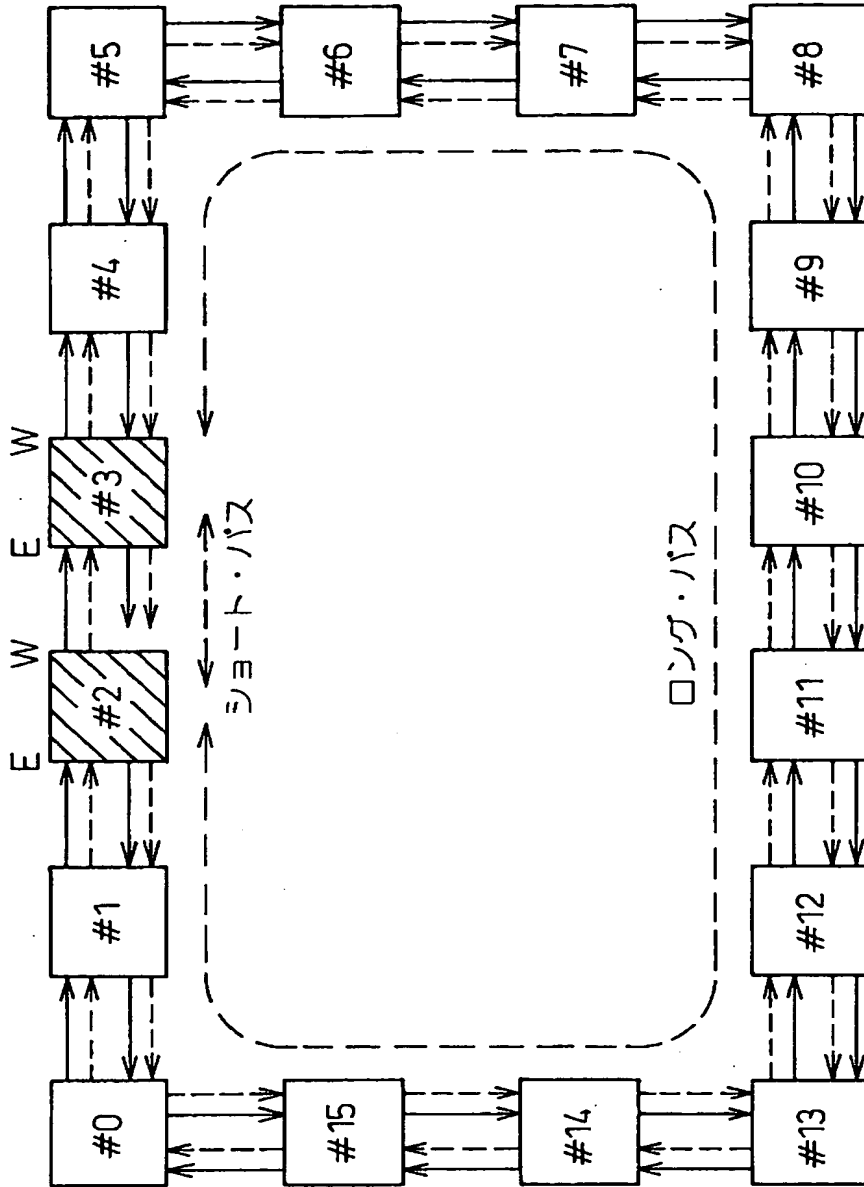
【図 1】

図 1

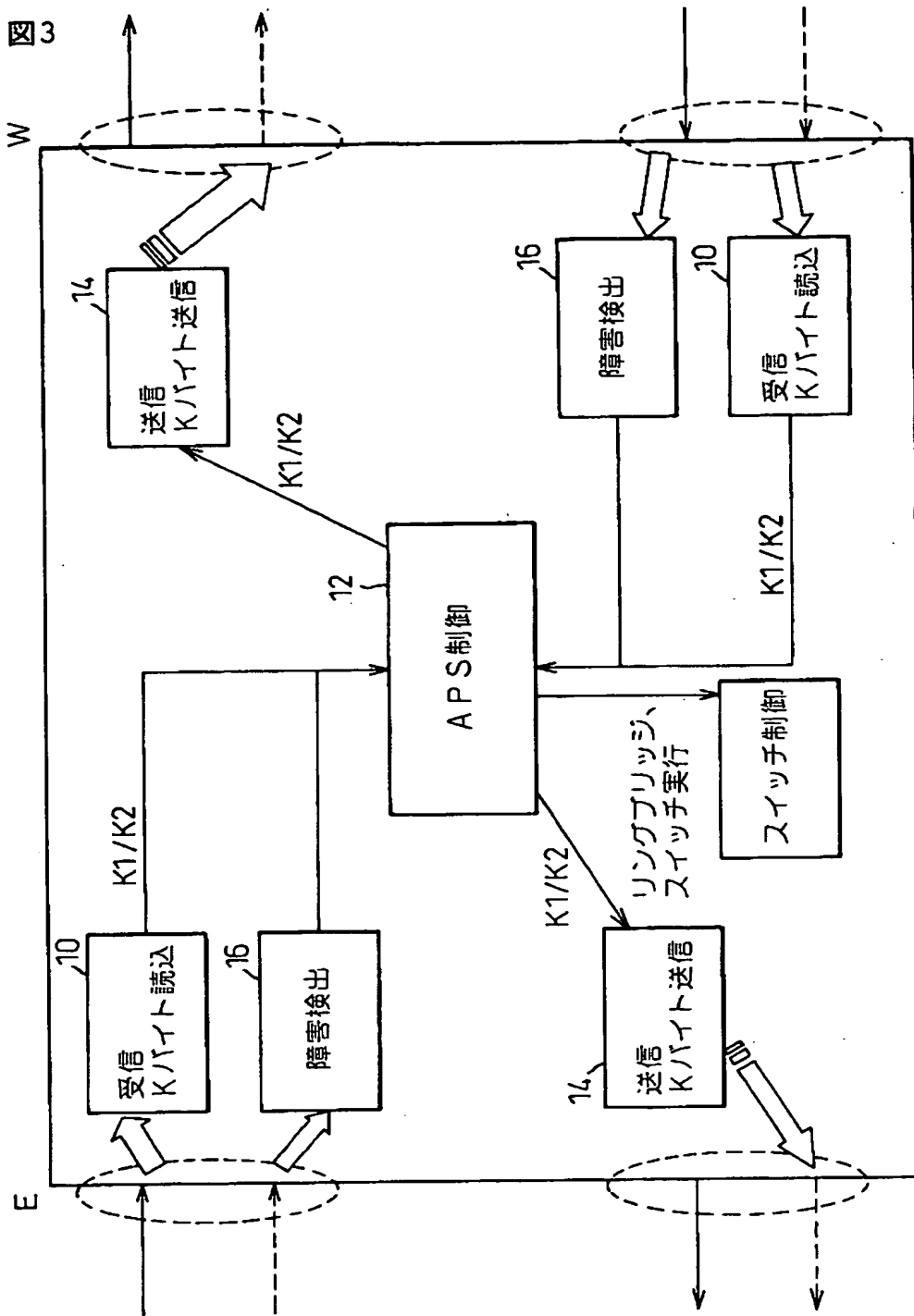


【図 2】

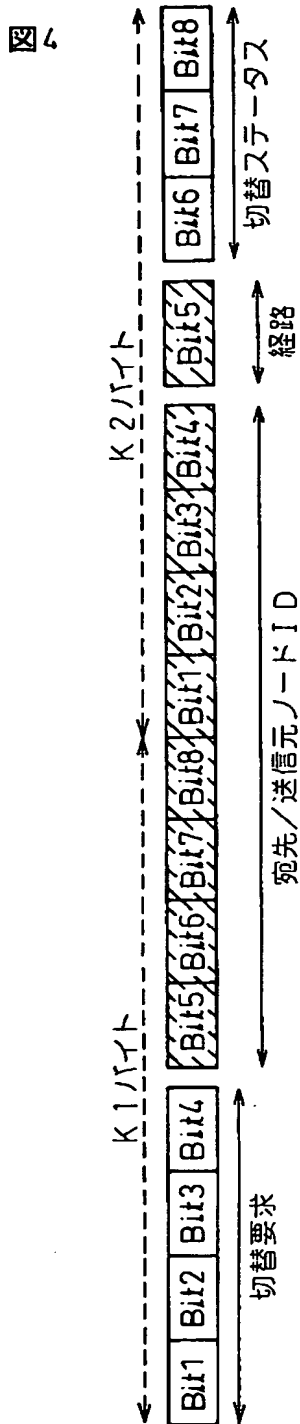
図 2



【図3】

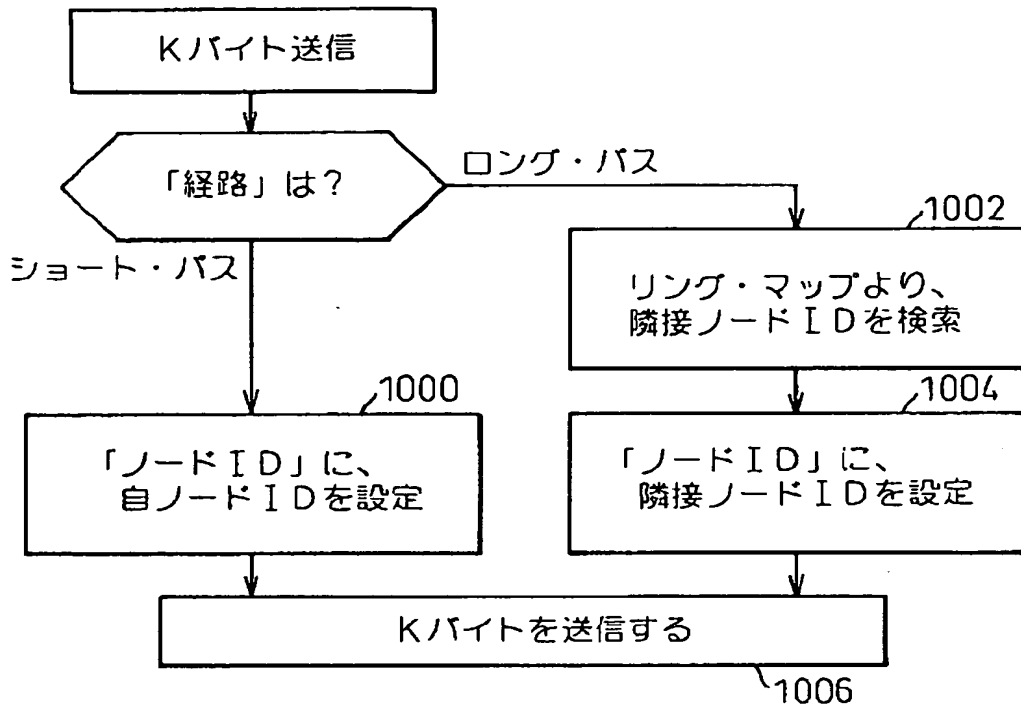


【図 4】



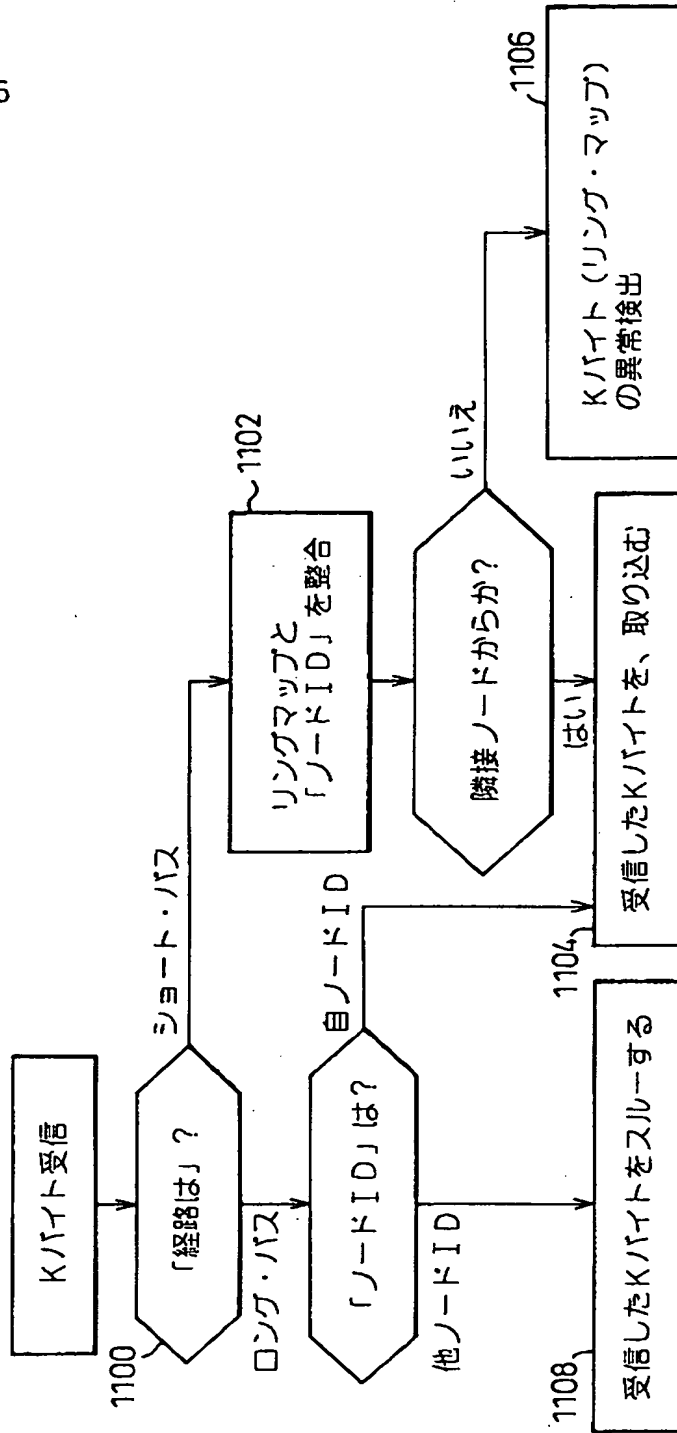
【図5】

図5



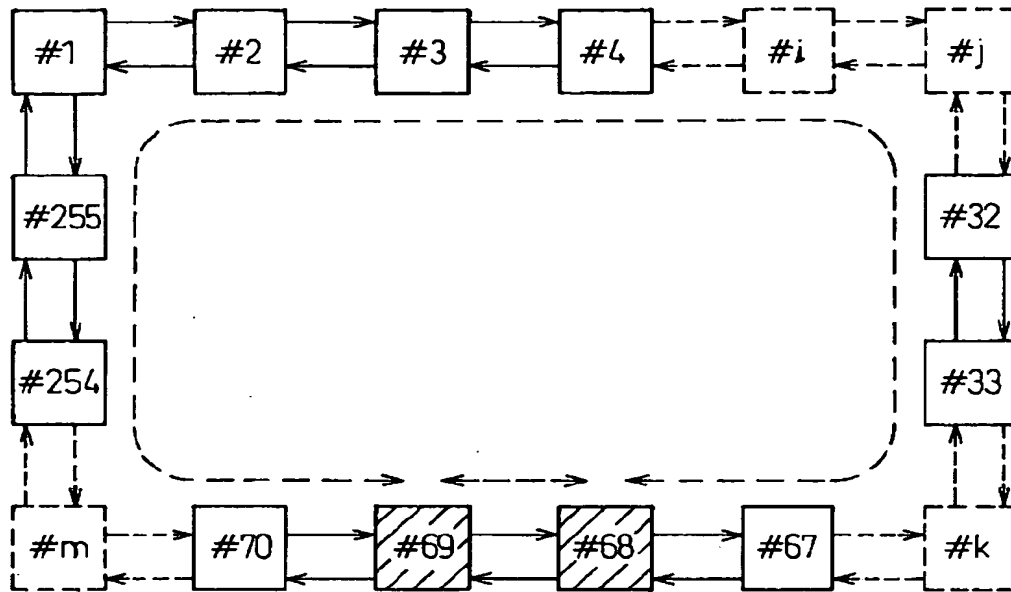
【図 6】

図 6



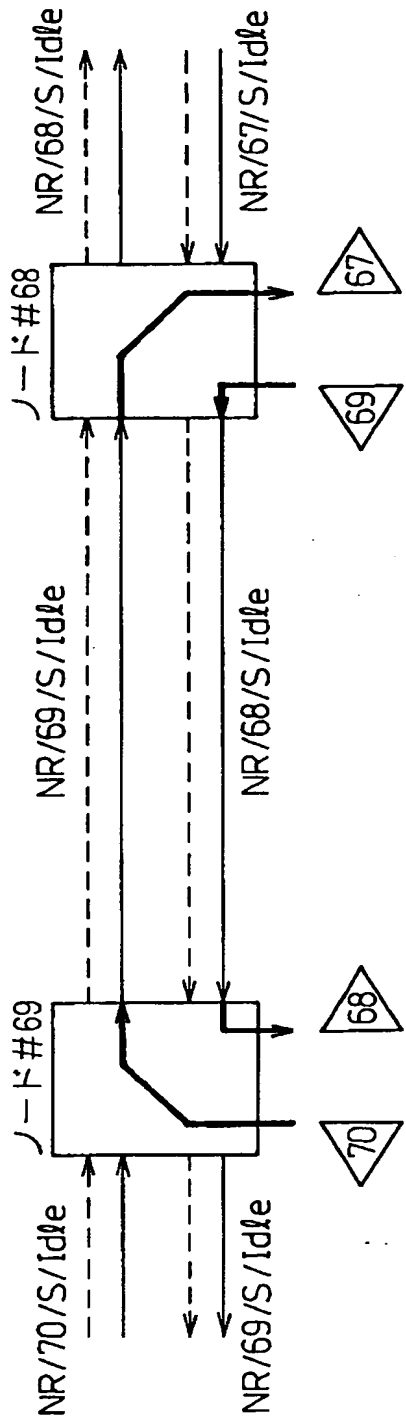
【図 7】

図 7

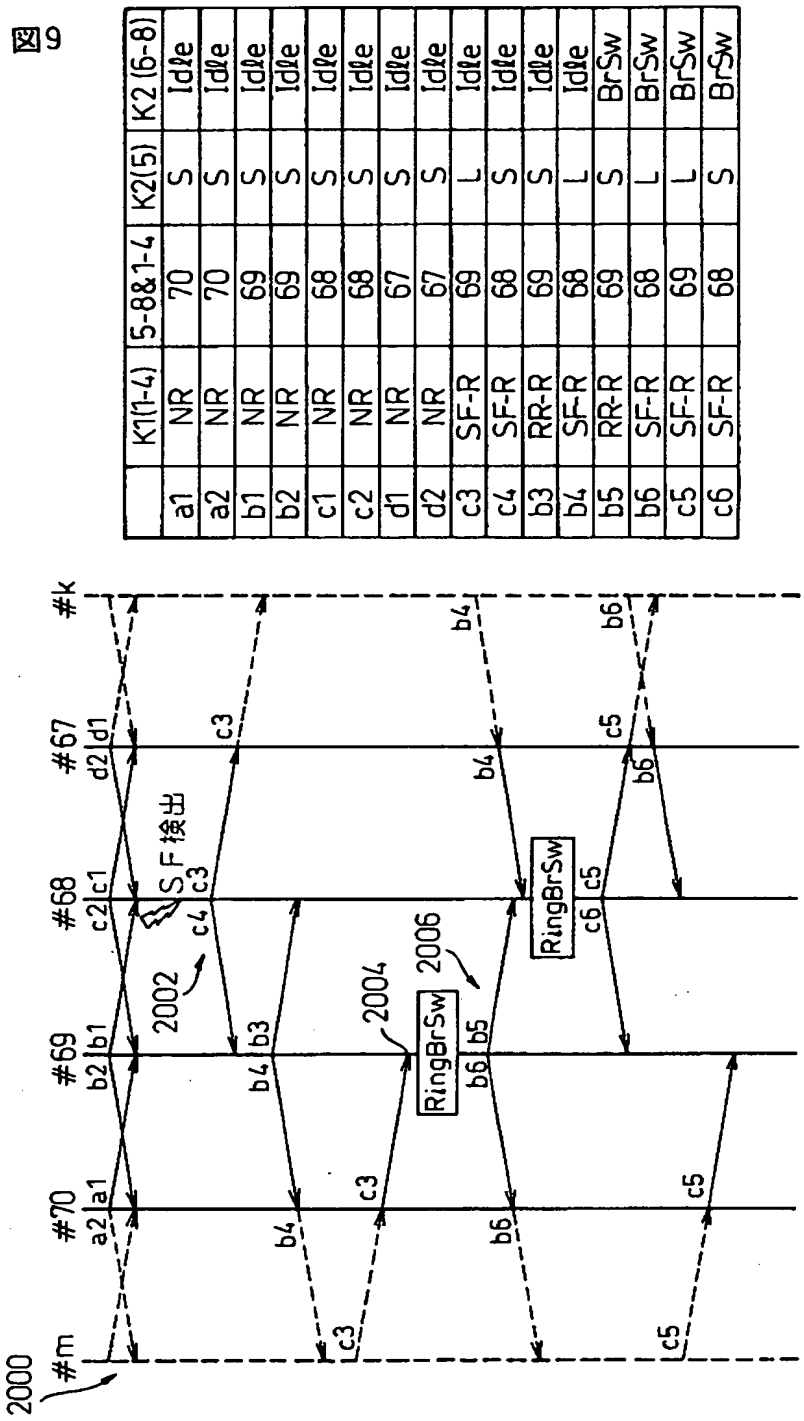


【図 8】

図 8

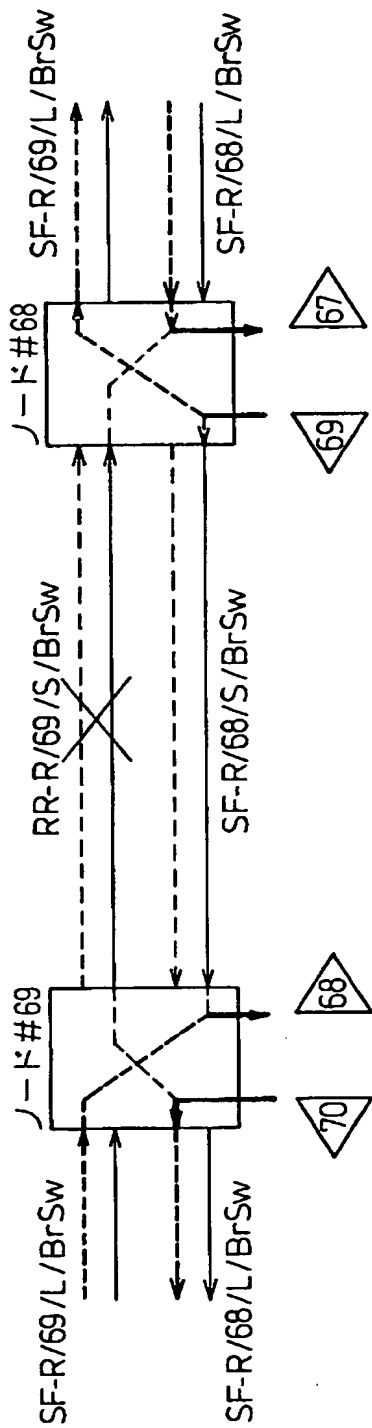


【図 9】



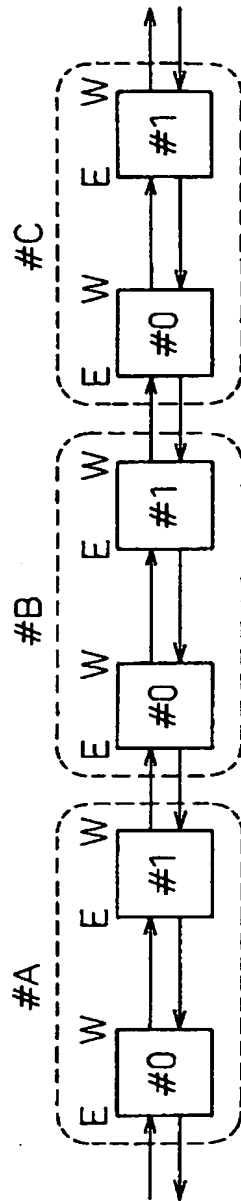
【図 1 0】

図 10

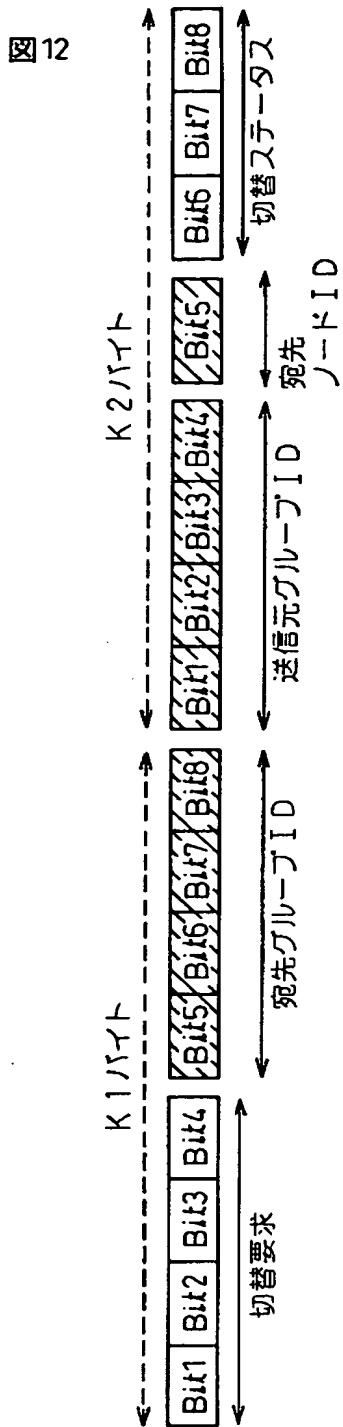


【図 1 1】

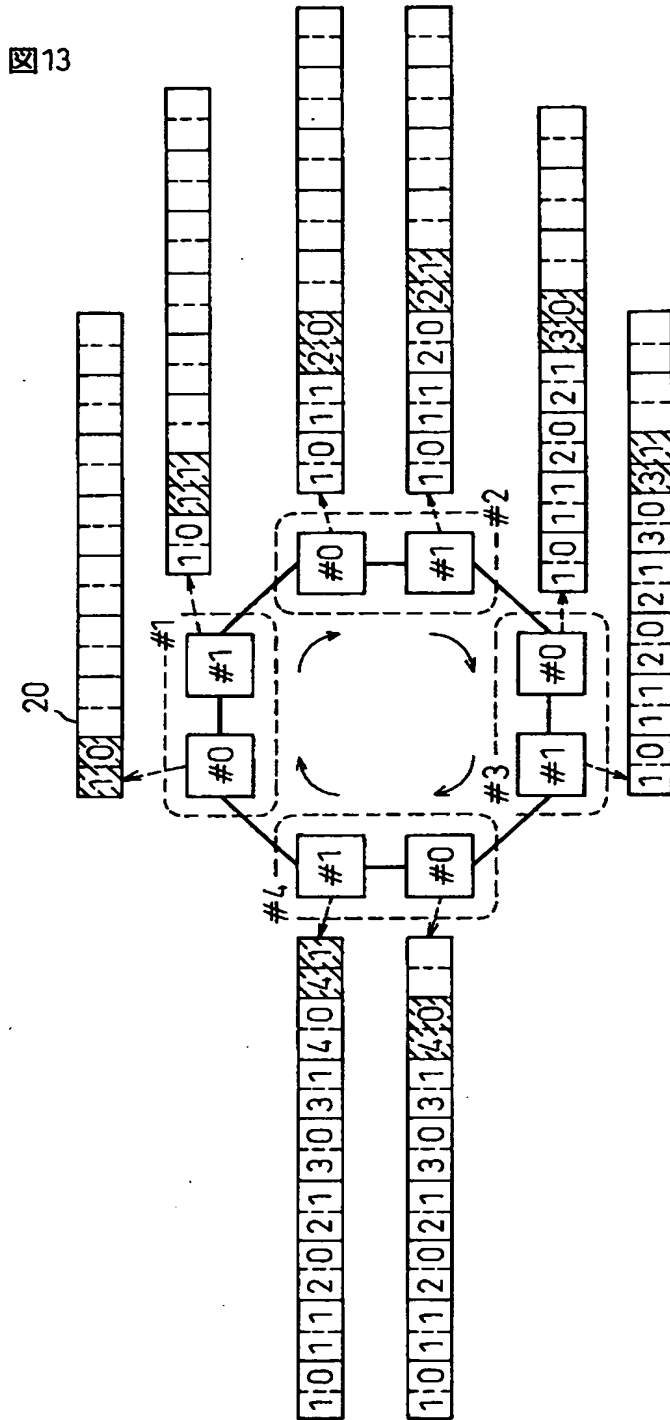
図11



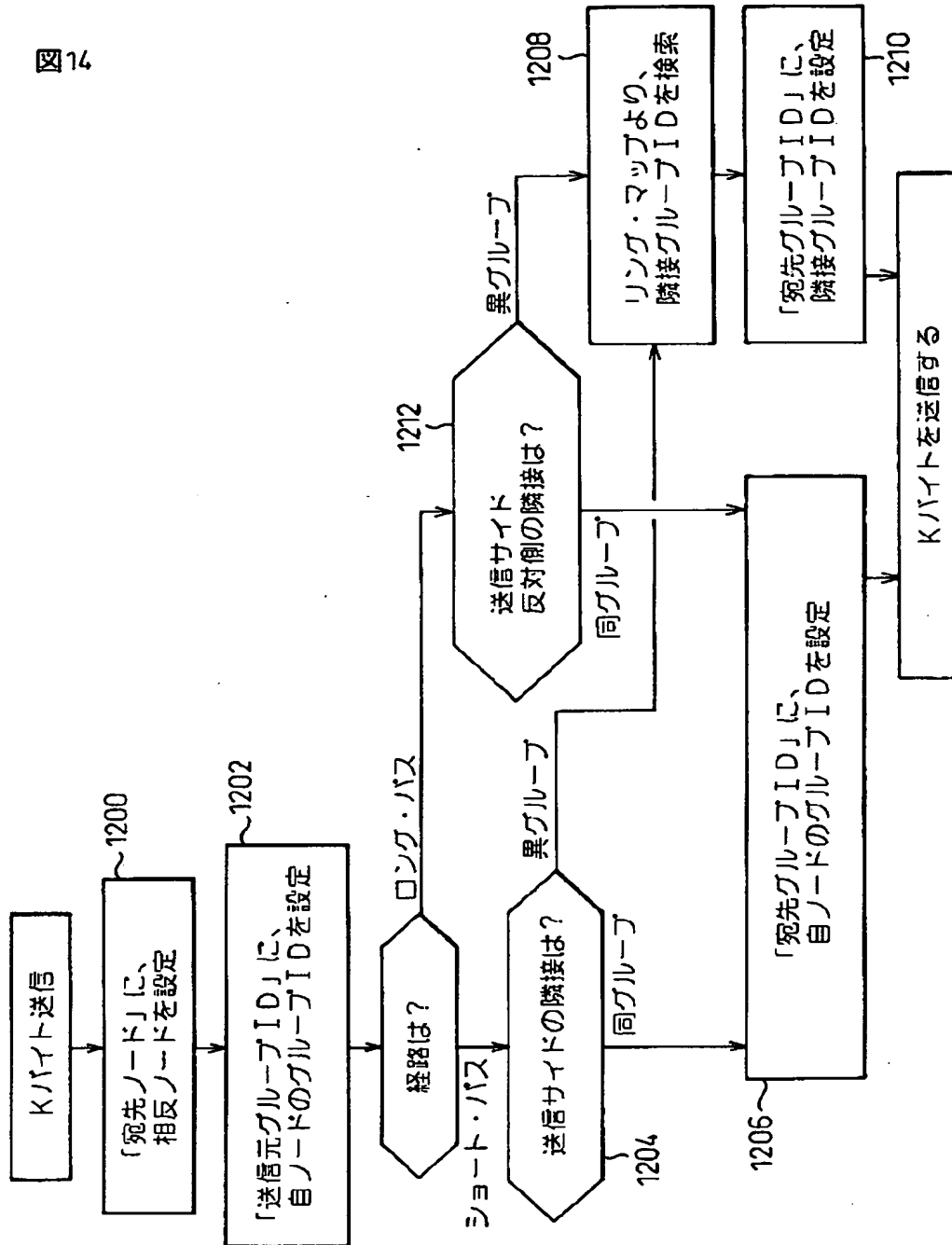
【図 1 2】



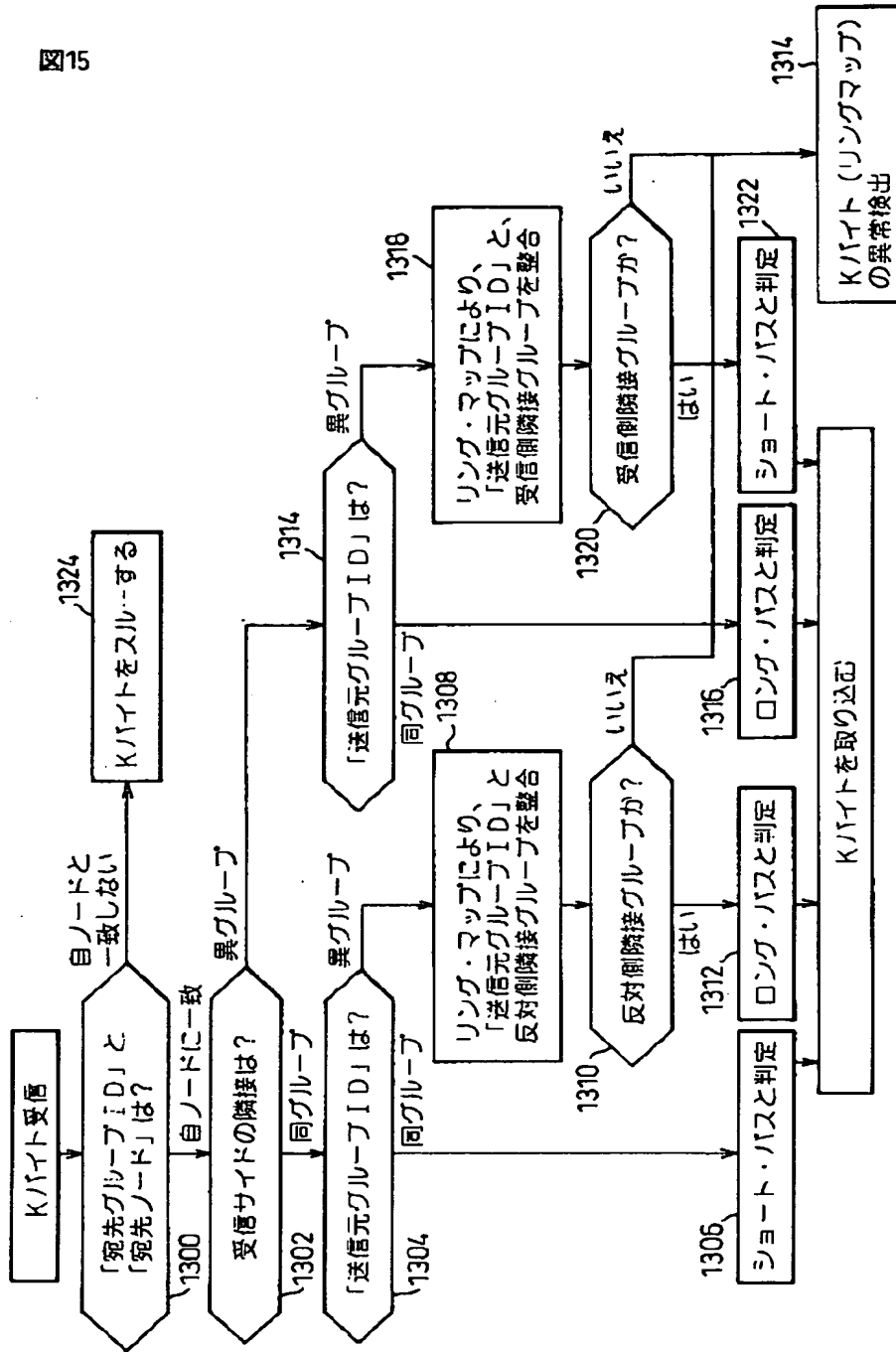
【図 1 3】



【図14】

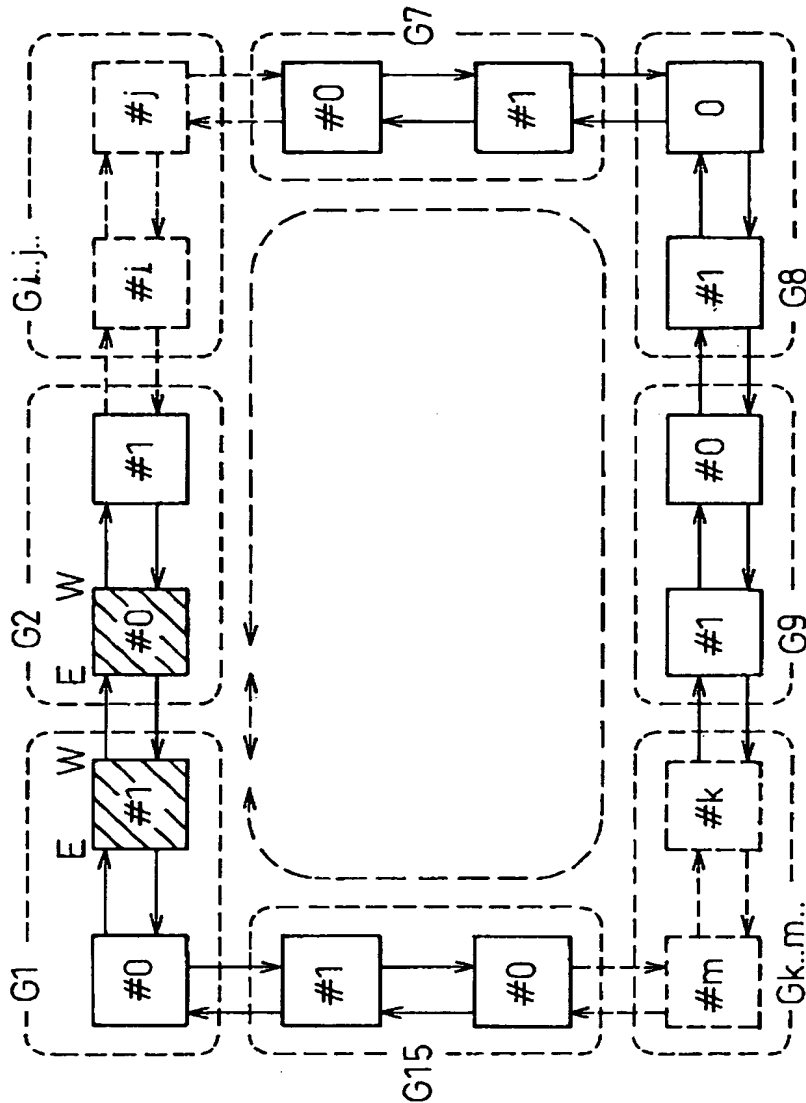


【図 1 5】



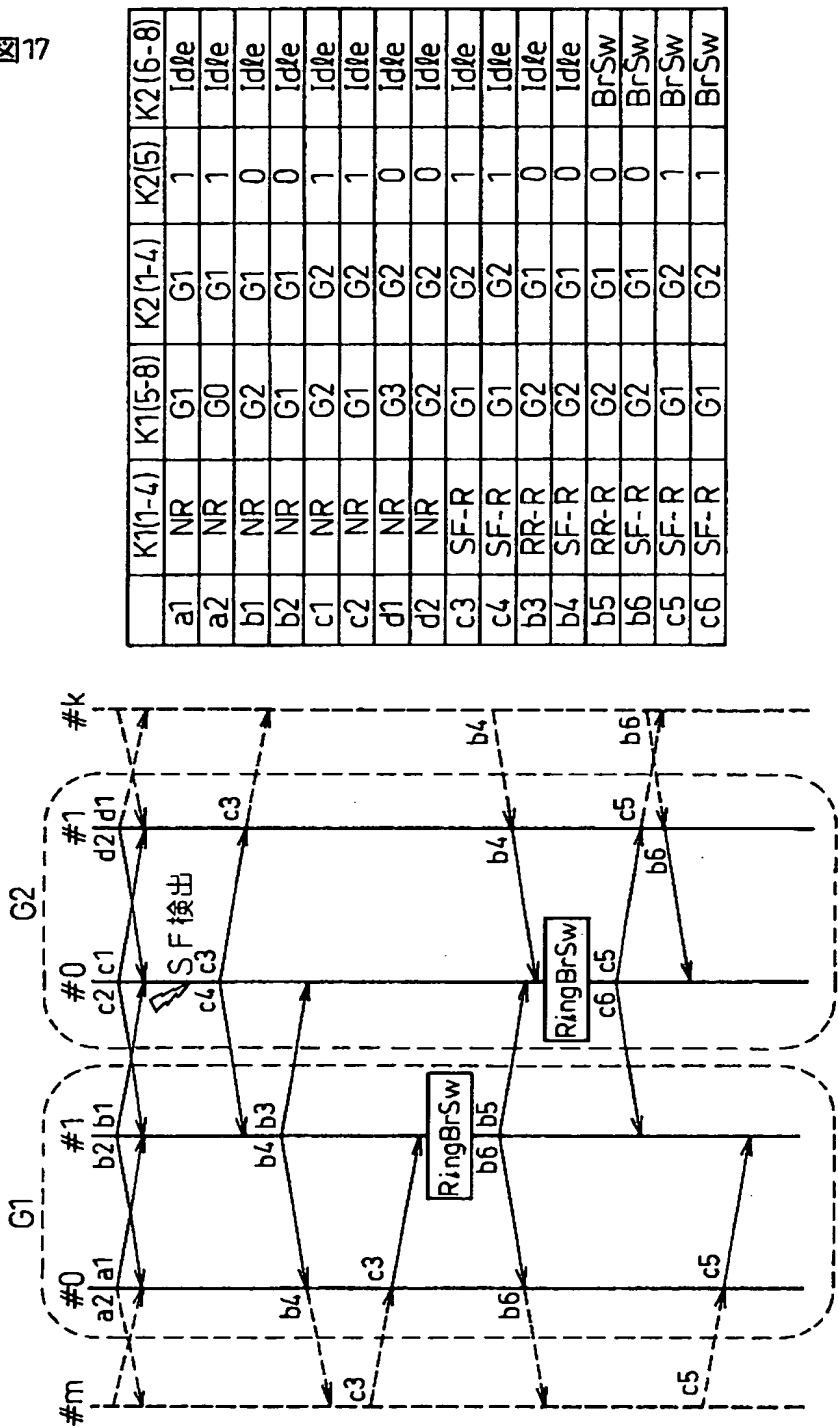
【図 16】

图 16



【図 1 7】

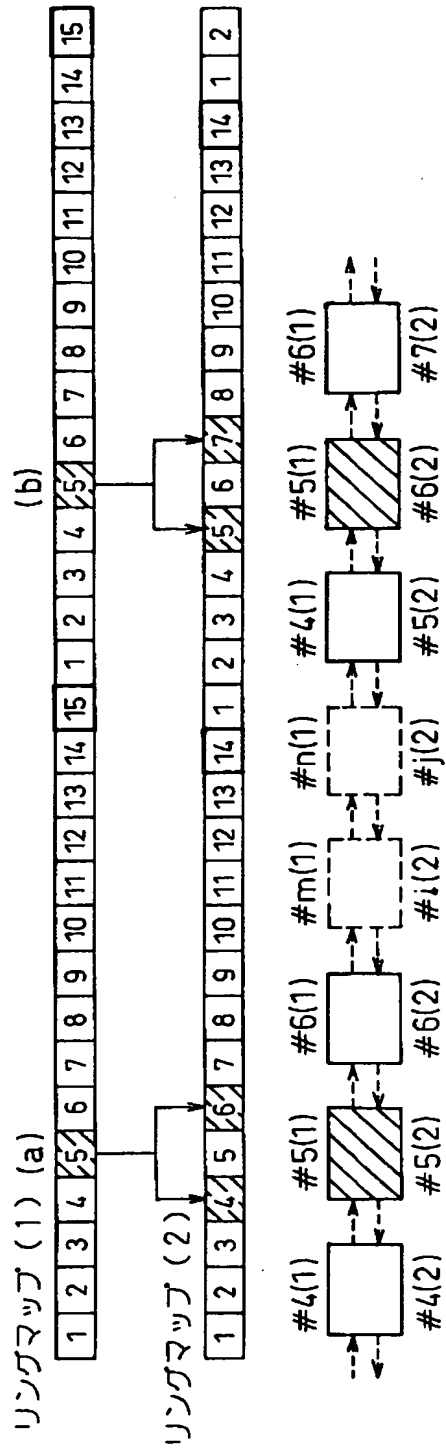
図 17



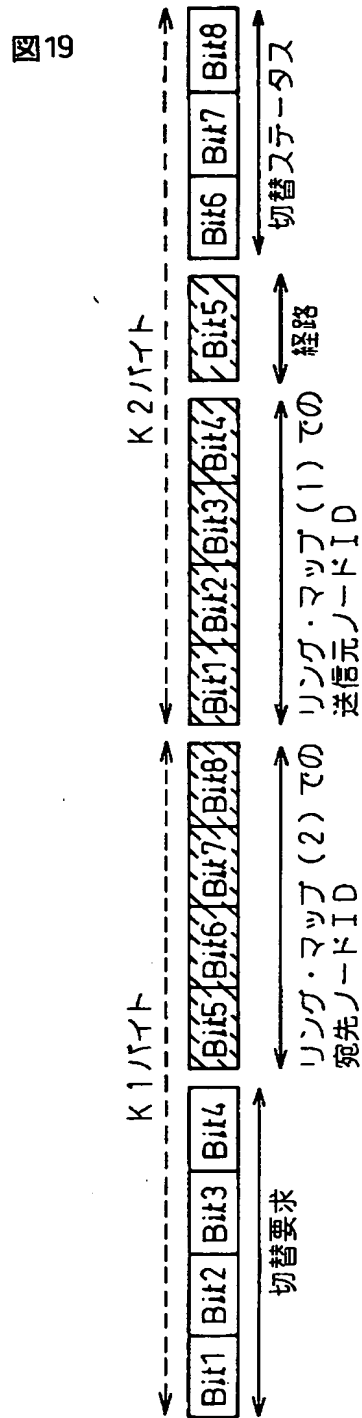
	K1(1-4)	K1(5-8)	K2(1-4)	K2(5)	K2(6-8)
a1	NR	G1	G1	1	Idle
a2	NR	G0	G1	1	Idle
b1	NR	G2	G1	0	Idle
b2	NR	G1	G1	0	Idle
c1	NR	G2	G2	1	Idle
c2	NR	G1	G2	1	Idle
d1	NR	G3	G2	0	Idle
d2	NR	G2	G2	0	Idle
c3	SF-R	G1	G2	1	Idle
c4	SF-R	G1	G2	1	Idle
b3	RR-R	G2	G1	0	Idle
b4	SF-R	G2	G1	0	Idle
b5	RR-R	G2	G1	0	BrSw
b6	SF-R	G2	G1	0	BrSw
c5	SF-R	G1	G2	1	BrSw
c6	SF-R	G1	G2	1	BrSw

【図 1 8】

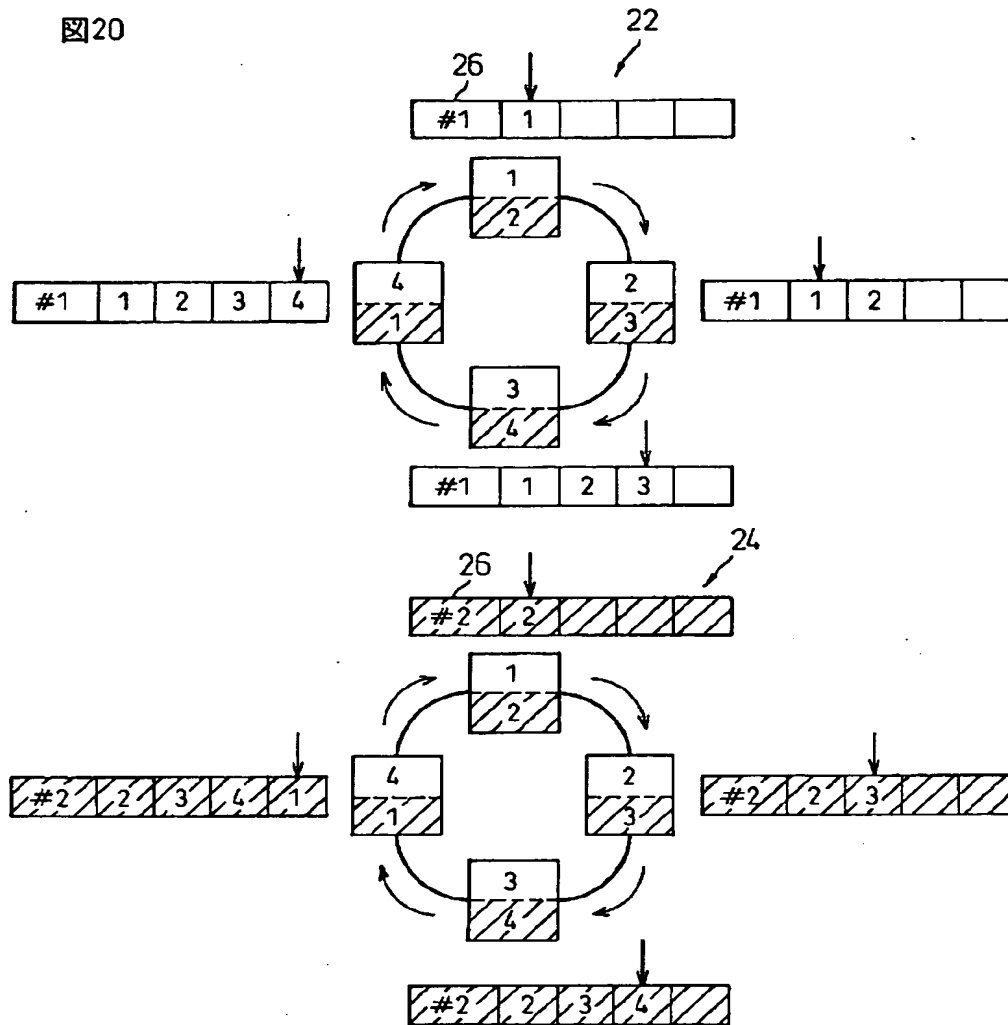
図 18



【図 1 9】

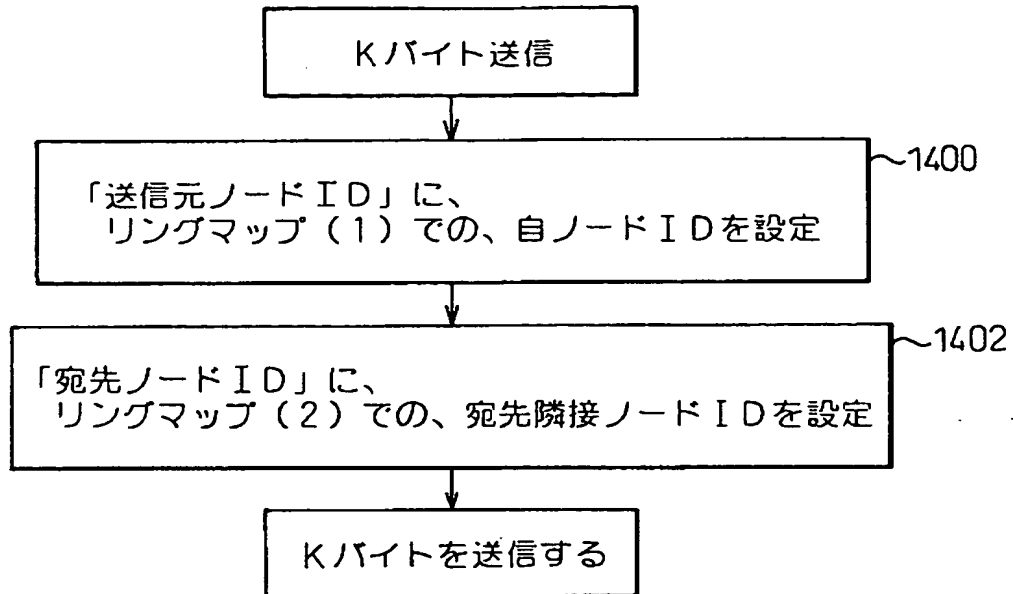


【図 2 0】



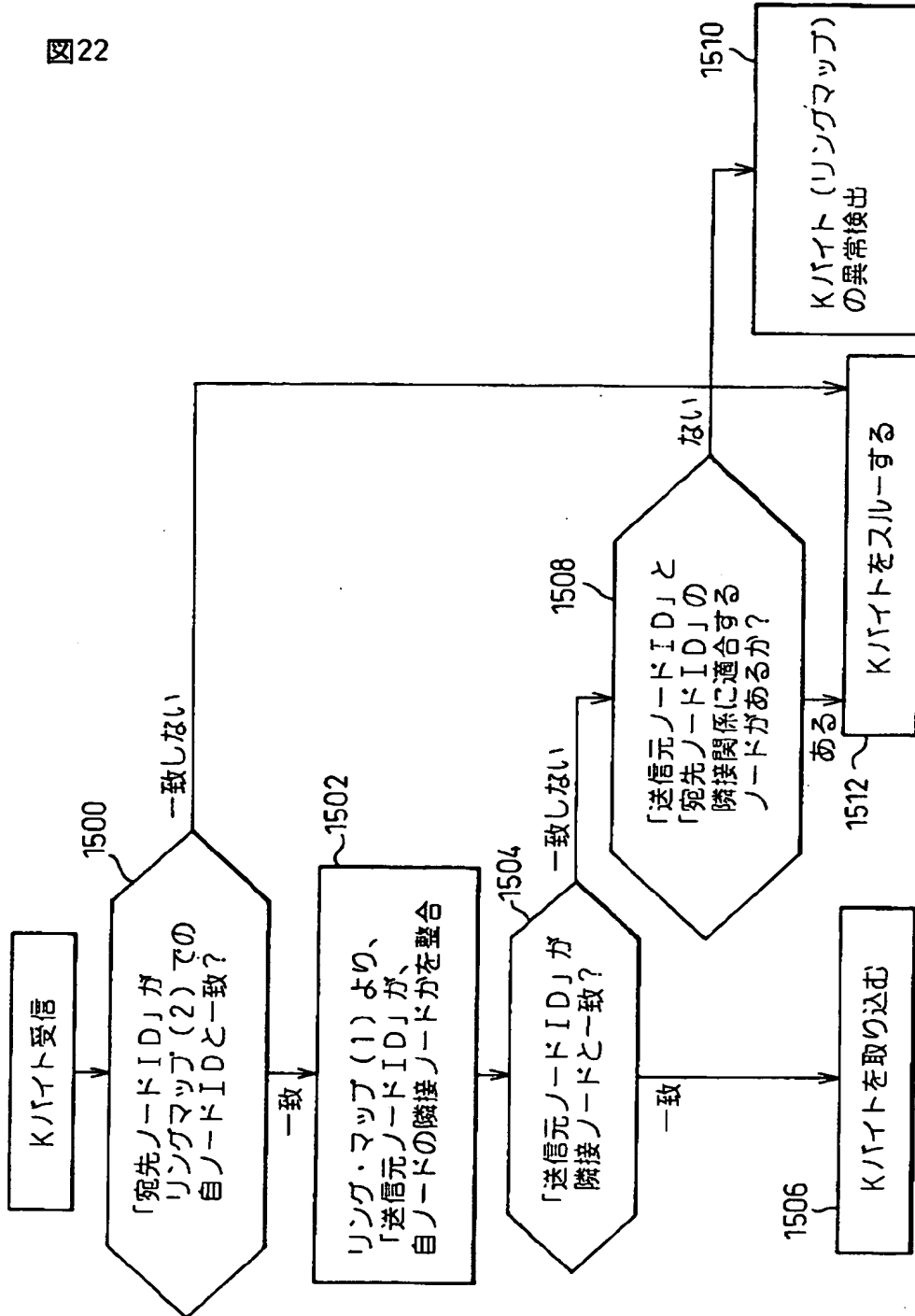
【図 21】

図 21

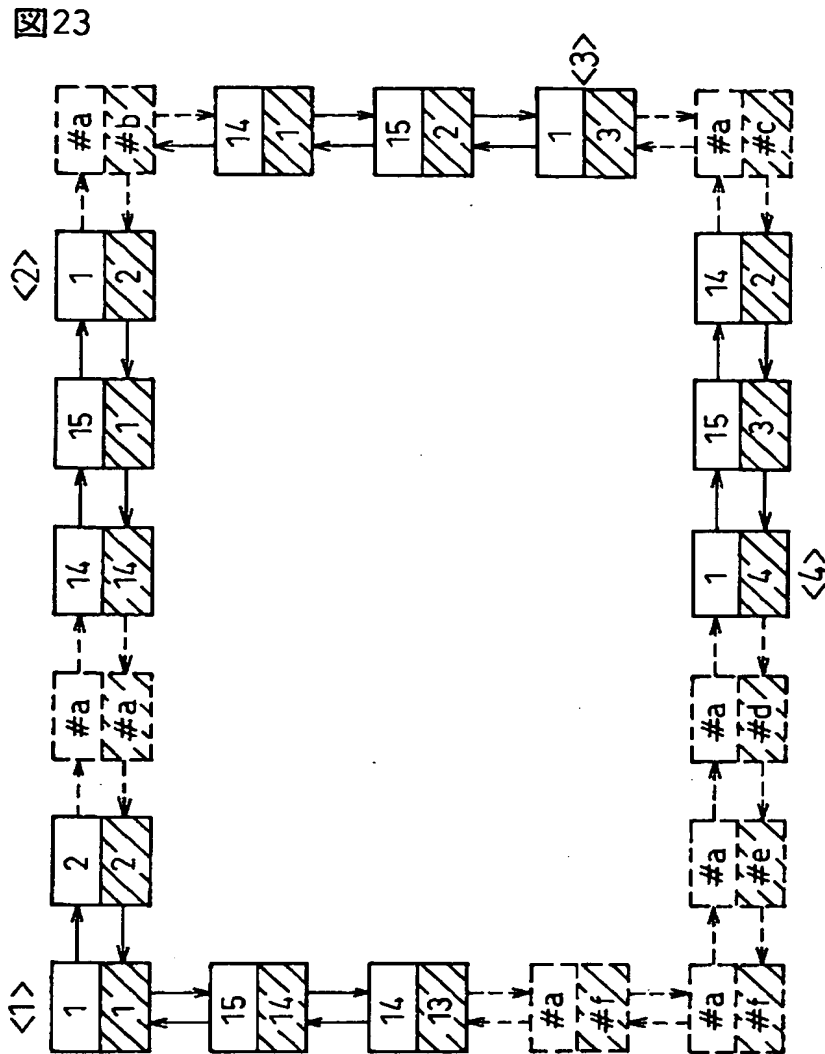


【図 2 2】

図 22

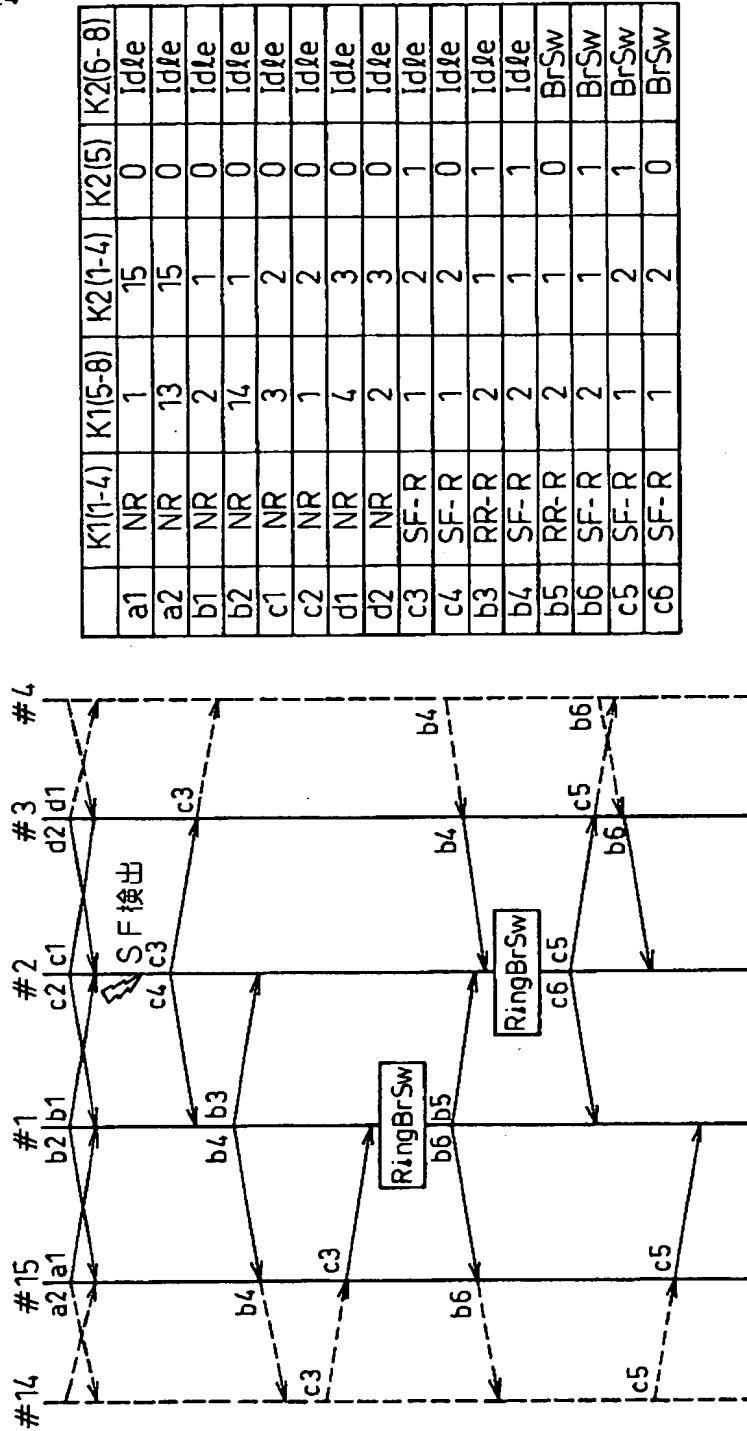


【図 2 3】



【図 24】

図24



	K1(1-4)	K1(5-8)	K2(1-4)	K2(5)	K2(6-8)
a1	NR	1	15	0	Idle
a2	NR	13	15	0	Idle
b1	NR	2	1	0	Idle
b2	NR	14	1	0	Idle
c1	NR	3	2	0	Idle
c2	NR	1	2	0	Idle
d1	NR	4	3	0	Idle
d2	NR	2	3	0	Idle
c3	SF-R	1	2	1	Idle
c4	SF-R	1	2	0	Idle
b3	RR-R	2	1	1	Idle
b4	SF-R	2	1	1	Idle
b5	RR-R	2	1	0	BrSw
b6	SF-R	2	1	1	BrSw
c5	SF-R	1	2	1	BrSw
c6	SF-R	1	2	0	BrSw

【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 既存の K 1 / K 2 バイトにおける、切替要求および切替ステータスのフィールドを変更することなくより多くのノードの識別を可能にする。

【解決手段】 ノード I D のフィールドに 8 ビットを割り当て、ショートパスで送信するときはノード I D のフィールドに送信元 I D を格納し、ロングパスで送信するときはノード 1 0 のフィールドに宛ノード I D を格納する。

【選択図】 図 4

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [0 0 0 0 0 5 2 2 3]

1. 変更年月日	1 9 9 6 年 3 月 2 6 日
[変更理由]	住所変更
住 所	神奈川県川崎市中原区上小田中 4 丁目 1 番 1 号
氏 名	富士通株式会社